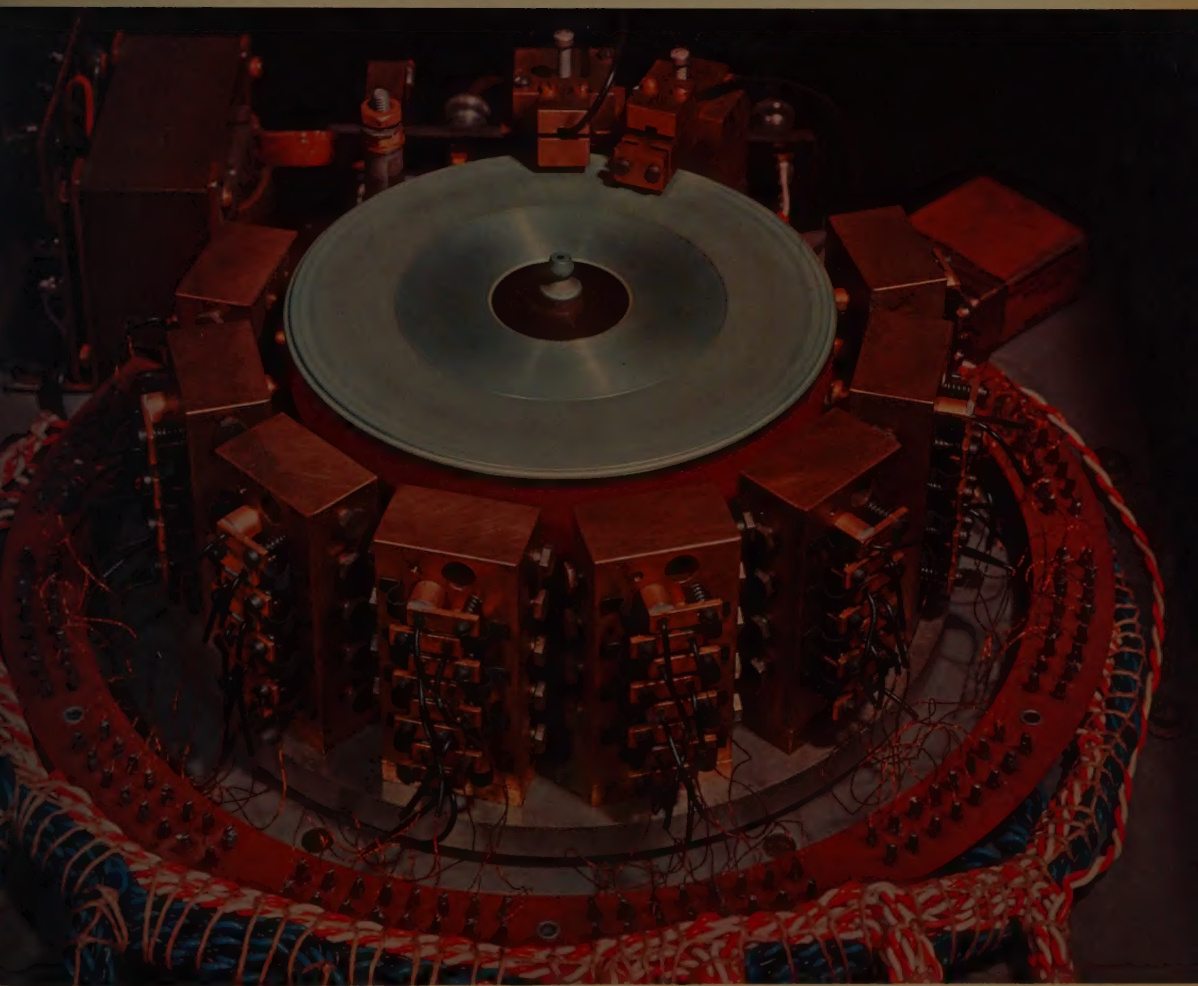


ER

# Elektronische Rechenanlagen

Zeitschrift für Technik und Anwendung der Nachrichtenverarbeitung in Wissenschaft  
Wirtschaft und Verwaltung



Trommelspeicher der I.C.T

# VALVO

# Z 510 M

## FÜR DIE ELEKTRONISCHE ZIFFERN-ANZEIGE

bei

Meßgeräten

Rechenmaschinen

Zähleinrichtungen

Rufanlagen

Zahlenübermittlungen

(Postscheckämter, Banken und Börsen,

Pressefunk, Wetterdienst,

Zahlenlotto und Spielbanken)

Die neue Ziffern-Anzeigeröhre  
VALVO Z 510 M

zeigt die Ziffern 0 bis 9

in hellrotem Glimmlicht an;

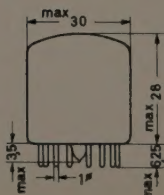
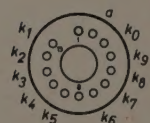
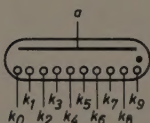
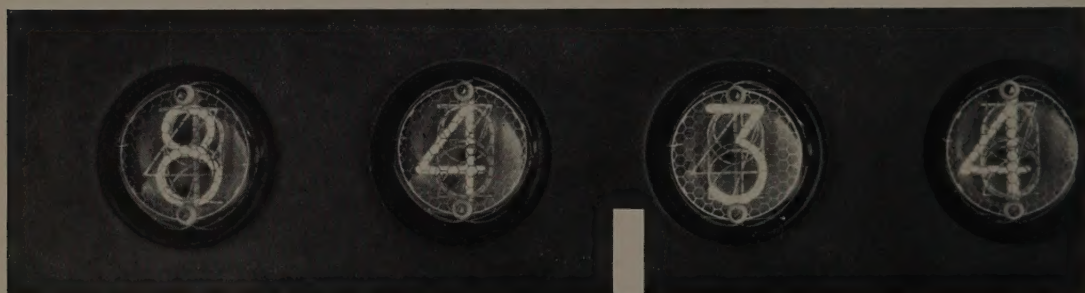
sie arbeitet fast trägheitslos,

ist ständig betriebsbereit,

verbraucht verschwindend wenig

Leistung und ermöglicht

eine sehr gute Raumaussnutzung



### Kenndaten:

$U_b = 170 \text{ V}$

$R_a = 15 \text{ bis } 20 \text{ k}\Omega$

$I_k = 1,5 \text{ bis } 2,5 \text{ mA}$

$U_{arc} = 135 \text{ V}$

### Grenzdaten:

$U_b = \text{min. } 170 \text{ V}$

$I_k = \text{max. } 2,5 \text{ mA}$

$I_{ks} = \text{max. } 4 \text{ mA}$

$t_{ugb} = -65 \text{ bis } +70^\circ \text{C}$



VALVO GMBH HAMBURG 1



## Der Siemens-Digitalrechner 2002

ist eine programmgesteuerte elektronische Rechenanlage für wissenschaftliche Aufgaben in Forschung und Technik, für Verwaltungsaufgaben in der Industrie, im Bank- und Versicherungswesen und im öffentlichen Dienst.

- Automatische Fest- und Gleitkommaoperationen für normalisiertes und genauigkeitsrichtiges Rechnen
- Adressenmodifikationen durch Indexregister und Substitutionen
- Sehr hohe Operationsgeschwindigkeit durch große und schnellarbeitende Magnetkernspeicher für 1000, 5000 und 10000 Worte. Maximalkapazität 100000 Worte = Zugriffszeit 5  $\mu$ s. Wortlänge 12 Dezimalen + Vorzeichen
- Magnettrommelspeicher als Zubringerspeicher Kapazität 10000 Worte, wortweise adressierbar Einfaches und zeitsparendes Programmieren
- Große Betriebssicherheit, geringe Leistungsaufnahme und lange Lebensdauer durch Verwendung von Transistoren
- Vielseitiger Einsatz durch unterschiedliche Ein- und Ausgabemöglichkeiten, wie Lochstreifen, Lochkarte, Magnetband, Schnelldrucker, Analog-Sichtgeräte



T 135

# ***Sinnvolle Investitionen***



Investitionen von heute sind Kapazitäten von morgen. Personelle Investitionen sind dabei oft die wichtigsten — und manchmal auch die kostspieligsten. Für eine einzige Fachkraft werden in zehn Jahren mehr als DM 100 000 aufgewandt.

Die größte Chance, eine Spitzenkraft zu finden, werden Unternehmer und Personalchefs haben, die sich den besten Überblick und die meisten Kontakte im gesamten Bundesgebiet verschaffen.

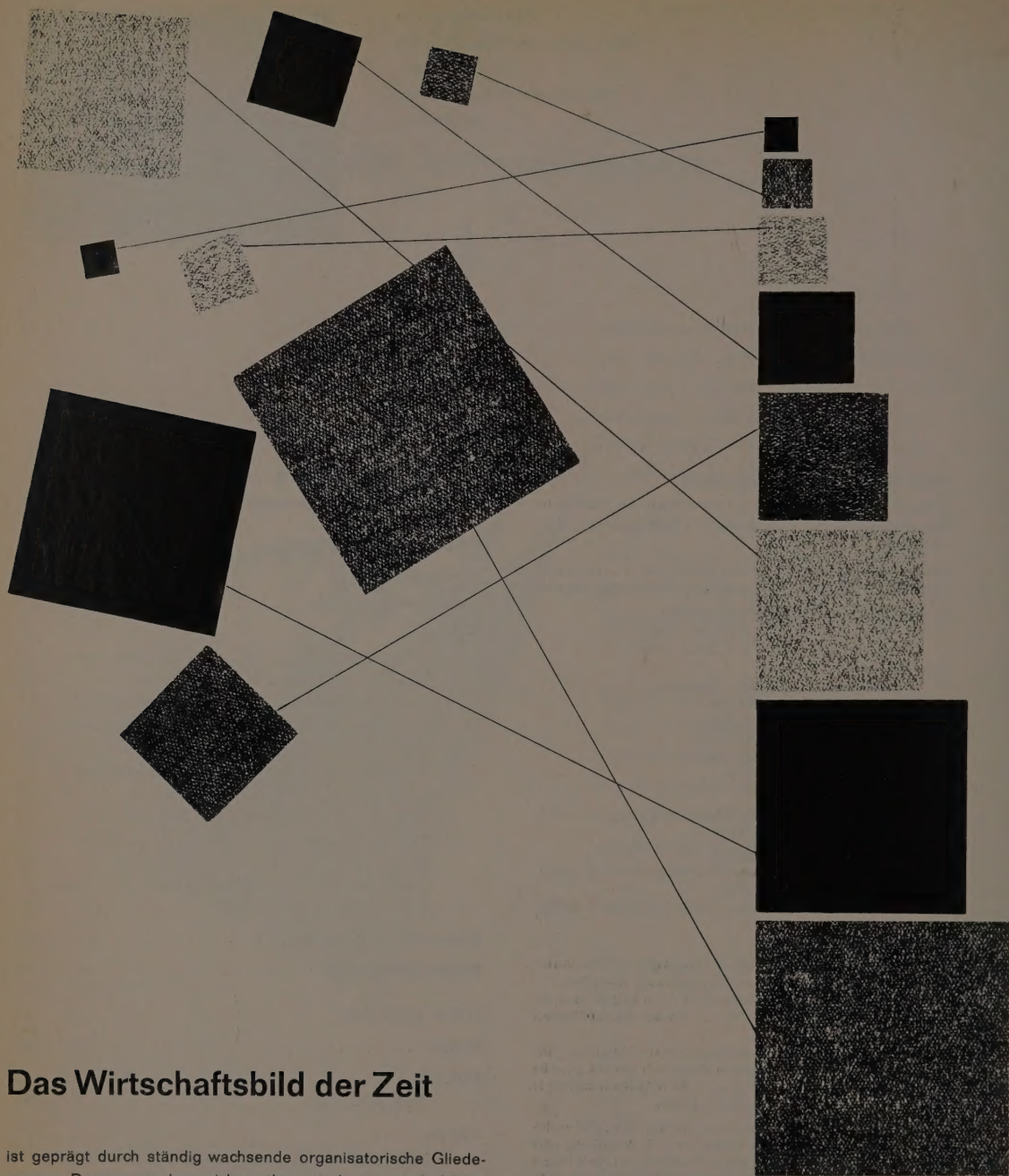
Hierbei ist DIE WELT — Deutschlands große überregionale Tages- und Wirtschaftszeitung, mit ihrem Stellenteil ein unentbehrlicher Helfer — ein Mittler auf dem „Markt des Könnens“ im gesamten Bundesgebiet und Berlin.

**DIE WELT** — *erfolgreich durch hohe Auflage und weite Verbreitung*

Fordern Sie ausführliches Angebot vom Verlag **DIE WELT**, Hamburg 36, Kaiser-Wilhelm-Straße 16







## Das Wirtschaftsbild der Zeit

ist geprägt durch ständig wachsende organisatorische Gliederungen. Daraus ergeben sich mathematisch-wissenschaftliche und kommerzielle Aufgaben bisher ungekannten Ausmaßes; sie verlangen kurzfristige Bewältigung. Neue Wege bieten die INFORMATIK-Systeme für die optimalen Lösungen dieser Probleme:

Der Elektronische Rechenautomat ER 56 - ein INFORMATIK-System nach dem neuesten Stand der Technik mit Ein- und Ausgabe-Geräten hoher Leistung, Speichermöglichkeiten bis zum Großraumspeicher als System stufenweise ausbaufähig, flexibel in der Anwendung für wechselnde kommerzielle und wissenschaftliche Aufgaben.

Ein ER 56-System wächst mit dem Unternehmen.



**STANDARD ELEKTRIK LORENZ**

Informatikwerk

Stuttgart-Zuffenhausen



# Elektronische Rechenanlagen

Zeitschrift für Technik und Anwendung der Nachrichtenverarbeitung in Wissenschaft, Wirtschaft und Verwaltung

1. Jahrgang 1959, Heft 4

Wir können nicht verlangen, daß die heute im Berufsleben stehenden Mathematiker und Ingenieure die Veränderungen und Umwälzungen vollständig berücksichtigen, die durch das automatische Rechnen in alle Anwendungen der Mathematik hineingetragen worden sind. Denn es handelt sich hier nicht nur um neuartige Fertigkeiten, sondern um eine grundsätzlich neuartige geistige Haltung gegenüber den mathematischen Problemen und den geeigneten Lösungsmethoden; Kongresse und kurze Kurse können nur in den seltensten Fällen eine dauerhafte innere Umstellung bewirken.

So erleben wir, daß komplizierte indirekte Methoden oder gar primitive Faustformeln, die für das alte Rechnen mit Tabellen und Logarithmen konzipiert waren, unbesehen auf den Automaten übertragen werden; wir erleben es ferner, daß Ingenieure das Analogiegerät dem digitalen Gerät vorziehen nur aus dem Grund, weil Arithmetik und Algebra Fremdkörper in ihrer aufs Kontinuierliche ausgegerichteten mathematischen Bildung sind.

So ist es denn von eminenter Wichtigkeit, bereits im Mathematikunterricht des jungen Mittelschülers diese veränderte geistige Haltung durchschimmern zu lassen und den Lehrern die Befähigung zu geben, diese zu übermitteln. Das soll nicht heißen, daß in der Schule Rechenautomaten durchgenommen werden, sondern es handelt sich nur um eine etwas andere Verteilung von Licht und Schatten in den bewährten mathematischen Fächern. Vor allem soll der *algorithmische Standpunkt* stärker betont werden im folgenden Sinne: Die übliche Darstellung der Mathematik durch Aufteilung in Sätze und Beweise sowie die aus der modernen reinen Mathematik infiltrierten abstrakten und axiomatischen Partien müssen gelegentlich abgelöst werden durch die Behandlung konkreter (sogar iterativer) Rechenverfahren. Es sollte jeder Lehrer seine Ehre daran setzen, die Zahl  $\pi$  einmal wirklich zu berechnen und nicht nur *in abstracto* und *cum grano salis* eine vielleicht mögliche Berechnungsmethode schildern. Dasselbe gilt von trigonometrischen Funktionen und anderen elementaren Transzendenten, und überhaupt sollte jede Gelegenheit, auch auf

der höheren Stufe numerisch zu rechnen, willkommen sein. Es ist heute selbstverständlich, daß als Rechenhilfsmittel kleine Handrechenmaschinen benützt werden und nicht etwa Logarithmentafeln. Schon der Schüler muß dazu erzogen werden, die Verantwortung für ein numerisches Resultat und seine Genauigkeit zu tragen und nicht nur eine Buchstabenformel als Endresultat anzusehen.

Zweitens sollen die diskreten Gebiete der Mathematik wieder mehr Gewicht bekommen, die in einigen Ländern etwas unter der Überbewertung der Geometrie haben leiden müssen. Wir denken hier etwa an die elementare Zahlentheorie (Teilerlehre), vor allem aber an Kombinatorik, Wahrscheinlichkeitsrechnung und Statistik. Denn unter dem Einfluß der Automaten hat nun auch die Mathematik — wie schon früher die Physik — eine Atomisierung erfahren. Jeder Physiklehrer wird Freude an seinen Schülern erleben, wenn er einfache elektrische Schaltungen (Treppenhausbeleuchtung) mit den einfachsten Hilfsmitteln der Schaltungs algebra bearbeitet. Und in seinem Praktikum kann er ein einstelliges Addierwerk mit Relais bauen lassen.

Aber auch andere und zudem ganz moderne Verfahren der numerischen Analysis liegen in ihren elementarsten Anfängen durchaus innerhalb der Wurfweite des Mittelschulunterrichts. Zum Beispiel könnte eine der langweiligen Schulbuchaufgaben über lineare Gleichungen mit zwei Unbekannten ersetzt werden durch ein lineares Programm mit zwei Unbekannten. Stellt man alles graphisch dar, so muß man einfach diejenige Ecke eines konvexen Polygons finden, die am nächsten einer gegebenen Geraden liegt. Ich glaube ferner zum Beispiel, daß die Demonstration eines mechanischen Integrationsgetriebes oder eines Integraphen das Verständnis des Integralbegriffs mehr erleichtert als manche Worte.

Jede Schulklasse sollte einmal in einem Recheninstitut einen digitalen Automaten im Betrieb sehen. Es wird dann während einer lehrreichen Stunde die naive Vorstellung von der „denkenden Maschine“ verschwinden und durch eine reifere Einstellung zum ganzen Problemkreis der Automation ersetzt werden.

E. Siegel

# Notizen und Berichte

Die vor einem Jahr gegründete *National Aeronautics and Space Administration* (NASA) — jene Behörde, zu der kürzlich Wernher v. Braun versetzt wurde — beauftragte das Case Institute of Technology mit Untersuchungen über Probleme der Datenverarbeitung bei der Raumfahrt.

Nach einem Bericht im Oktoberheft von „Control Engineering“ wird eine Londoner Großbank, die *Barclays Bank Ltd.*, zur elektronischen Datenverarbeitung übergehen. Fünfzehn Filialen dieser Bank sollen über Fernschreiber an eine zentrale Maschine — es handelt sich um den Transistorrechner EMIDEC 1100 der *EMI Electronics Ltd.* — angeschlossen werden. Die Kosten des gesamten Systems belaufen sich auf 600 000 Dollar, wovon etwa 60 % auf den Rechner entfallen.

Seit zwei Jahren werden den deutschen Universitäten, Hochschulen und wissenschaftlichen Instituten von der *IBM Deutschland* Rechenzeiten auf der IBM 704-Großrechenanlage in Paris für wissenschaftliche Arbeiten kostenlos zur Verfügung gestellt. Prof. Arnold (Universität Würzburg) besorgte die Auswertung von Eignungs- und Begabungstests mit Hilfe der Korrelationsrechnung und Faktorenanalyse. Prof. Bagge (Universität Kiel) arbeitet an der Berechnung des schnellen Spaltfaktors dicker Brennstoffelemente in Kernreaktoren, Dr. H. J. Berthold (Universität Köln) an der Kristallstrukturuntersuchung von Perchlordimethyltrisulfid. Dr. G. v. Gorup (Aerodyn. Versuchsanst. Göttingen) bestimmte die Grenzwerte gewisser Integrale zwecks Berechnung der Luftkräfte auf ein schwingendes Joukowski-Profil. Prof. Hansen (Universität Hamburg) widmet sich der Bestimmung der Gezeiten und der Veränderungen der Fluthöhe durch Windeinwirkungen.

Zur Lösung ihrer wissenschaftlichen Probleme benützten außerdem die IBM 704: Dr. E. Hellner (Universität Marburg): Fourier- und Patterson-Synthese von Kristallstrukturen, Prof. K. Klöppel (TH Darmstadt): Berechnung der Beulwerte und Beulzahlen für eingespannte Rechteckplatten, Prof. A. Mehmel (TH Darmstadt): Berechnung von Zylinderchalen, Prof. H. O'Daniel (Universität Frankfurt): Fouriersynthese von Kristallstrukturen, Prof. F. Reutter (TH Aachen): Berechnung der Logarithmen elliptischer Funktionen als Grundlage für Nomogramme, Dr. F. W. Riegels (Aerodyn. Versuchsanst. Göttingen): Lösung einer Integralgleichung für die Geschwindigkeitsverteilung bei der Umströmung von Gittern, Dr. G. Ulbricht (Deutsche Versuchsanst. für Luftfahrt, Oberpfaffenhofen): Bestimmung des Fehlradius bei Funkpeilungen, Prof. A. Walther (TH Darmstadt): Nonlinear Programming, und Prof. K. Wirtz (TH Karlsruhe): Neutronendiffusion.

Die IBM Deutschland hat nun für wissenschaftliche Berechnungen der Deutschen Forschungsgemeinschaft eine IBM 704-Anlage zur Verwendung überlassen, die Anfang Juli 1960 in Darmstadt installiert wird. Dieses Großrechenzentrum, für das die Bauarbeiten nach einem Beschluß des Hessischen Kabinetts über die Beteiligung an den Kosten im November aufgenommen werden sollen, wird damit eine der größten und schnellsten Rechenanlagen Europas erhalten. Das Rechenzentrum für die deutsche Forschung wird die Rechtsform einer Stiftung des privaten Rechts erhalten.

Vom 12. bis zum 14. November 1959 fand in Paris eine Tagung über die algorithmische Formelsprache ALGOL statt. Es nahmen Vertreter von Universitäten, Hochschulen, Forschungsstellen und Firmen aus neun europäischen Ländern teil; die Firma Bull war diesmal der Gastgeber. Das Ziel dieser Tagung war es, die seit dem Zürich-Report eingebrachten Änderungsvorschläge zu diskutieren und zu einer in allen Punkten gemeinsamen Stellungnahme der europäischen Mitglieder der ALGOL-Gruppe zu gelangen, die dann der im Januar 1960 stattfindenden Konferenz mit der amerikanischen Arbeitsgruppe vorgelegt werden kann. Die in mehreren Subkomitees und im Plenum behandelten Probleme betrafen sowohl die Syntax als auch Einzelheiten der Notation der Sprache sowie deren zukünftige Entwicklung. Von der Konferenz im Januar wird erwartet, daß dabei eine zunächst endgültige Form von ALGOL zustandekommt, der möglichst viele Interessenten in Amerika und Europa zustimmen.

Acht Maschinen vom Typ National Elliott 803 werden im Rahmen eines Abkommens zwischen der englischen *Elliott Brothers* und der Firma *Information Systems Inc.* (Tochter der amerikanischen *Panellit*) in die USA geliefert. Typ 803 ist eine verbesserte, volltransistorisierte Ausführung der National Elliott 802 mit größerer Wortlänge und größerer Speicherkapazität. Je drei dieser Maschinen sollen in das sogenannte 609-Prozeßsteuerungssystem eingebaut werden, das die Firma *Information Systems Inc.* für eine Erdölgesellschaft in Texas entwickelt.

Einen 200 000-Dollar-Auftrag erhielt die US-Firma *Tele-meter Magnetics* für die Entwicklung eines Kernspeichers mit mehr als 850 000 bit Speicherkapazität. Der Speicher ist für den NAREC-Rechner (Naval Research Electronic Computer) bestimmt.

Die *Trans Canada Airlines* haben durch einen weiteren Auftrag an die *Ferranti Packard Electric* die Kosten für ihr geplantes Platzbuchungssystem auf 3,5 Millionen Dollar erhöht.

RCA 110 heißt das neue Datenverarbeitungssystem der *Radio Corporation of America*. Die volltransistorisierte, mit Trommel- und Kernspeicher ausgestattete Anlage ist speziell für den Einsatz in der Regelungstechnik gedacht. Von besonderer Bedeutung dürfte in dieser Hinsicht die Tatsache sein, daß die RCA ein Abkommen mit der *Foxboro Co.*, einem der bekanntesten Hersteller elektronischer Regelgeräte, getroffen hat. Beide Firmen werden gemeinsam an der Entwicklung kompletter, computer-gesteuerter Regelsysteme arbeiten.



Die Deutsche Forschungsgemeinschaft hat im Zusammenwirken mit der Deutschen Bibliothek in Frankfurt am Main ein *Archiv für wertvolle wissenschaftliche Manuskripte* eingerichtet, die aus finanziellen Gründen nicht oder nur auszugsweise gedruckt werden können. Das Archiv will diese Manuskripte für die Forschung erhalten und durch bibliographische Anzeige sowie durch Ausleihe zugänglich machen.

Zur Aufnahme in das Archiv sind vorgesehen:

1. Arbeiten, die der Deutschen Forschungsgemeinschaft vorgelegen haben und von ihr als wissenschaftliche Leistungen anerkannt worden sind, deren Druck aber nicht finanziert werden kann, weil ihre Thematik einen allzu begrenzten Kreis von Spezialisten interessieren würde.

2. Arbeiten — auch fremdsprachige —, die wegen ihres Umfangs nur auszugsweise in einer wissenschaftlichen Zeitschrift abgedruckt werden könnten.

3. Materialsammlungen zu bereits gedruckten wissenschaftlichen Arbeiten.

4. Manuskripte, die auf wissenschaftlichen Kongressen nur auszugsweise vorgetragen und in Kongreßberichten nur gekürzt abgedruckt werden können.

5. Sonstige Arbeiten, deren Aufnahme dem Archiv von anerkannten wissenschaftlichen Verlegern oder Forschern empfohlen wird und die in das Archiv aufzunehmen der Deutschen Bibliothek tunlich erscheint.

Kosten erwachsen dem Verfasser aus der Archivierung und Anzeige seiner Arbeit nicht; das Recht, sie im Falle nachträglicher Drucklegung aus dem Archiv zurückzuziehen, bleibt ihm gesichert. Das Urheberrecht des Verfassers ist ebenso wie bei gedruckten Schriften geschützt.

*Anschrift des Archivs ungedruckter wissenschaftlicher Schriften bei der Deutschen Bibliothek:* Frankfurt am Main, Zeppelinallee 8.

Der ungewöhnliche Andrang der geburtenstarken Kriegsjahrgänge auf die deutschen Universitäten einerseits, der Platzmangel in den Instituten, Laboratorien und Hörsälen andererseits hat die Universitäten und Technischen Hochschulen zu mehr oder weniger erheblichen *Einschränkungen der Zulassung* für das kommende Wintersemester gezwungen. Damit hat der „*numerus clausus*“, der sich mit der Lern- und Lehrfreiheit des Grundgesetzes nicht verträgt, in verschiedenen Abwandlungen seinen Einzug auf die deutschen Universitäten gehalten.

Am stärksten sind die Zulassungsbeschränkungen ganz allgemein für die Studienfächer Pharmazie, Physik und Chemie. Fast überall sind wegen der fehlenden Laborplätze Höchstzahlen festgesetzt und die Zulassung der Studenten von einer Vorprüfung oder anderen Bedingungen abhängig gemacht („*Hochschuldienst*“ vom 23. 9. 59).

Der große internationale Physikerkongreß in Uppsala wurde am 21. 8. beendet. Vor einem Auditorium von über 1000 Wissenschaftlern aus 25 Ländern hatten während fünf Tagen bedeutende Forscher über ihre Versuche vor allem im Hinblick auf die friedliche Nutzbarmachung der Wasserstoffenergien referiert. Der nächste derartige Kongreß soll 1961 auf Einladung der westdeutschen Wissenschaftler und der zuständigen Industrie in Baden-Baden stattfinden.

Wie von der Frankfurter *Remington Rand* zu erfahren ist, entwickelt sich das Geschäft mit dem UCT-Rechenauto-

maten weiterhin günstig. Insgesamt lagen bis Oktober 1959 auf der ganzen Welt 160 Bestellungen vor. Im Gebiet der Bundesrepublik kam es bis jetzt zu 13 Abschlüssen. In der nachfolgenden Übersicht tragen diejenigen Firmen einen Stern, bei denen die UCT-Anlage bereits aufgestellt ist.

\*Dresdner Bank AG, Hamburg; \*GEG, Großeinkaufsgesellschaft Deutscher Konsumgenossenschaften mbH, Hamburg; \*Kronprinz AG, Solingen; \*Opal Strumpfwerke, Margaritoff & Schaffer GmbH, Reinfeld/Schleswig-Holstein; Hamburger Gaswerke GmbH, Hamburg; Dresdner Bank AG, Hamburg; DBV, Deutsche Beamtenversicherung, Berlin; UNIVAC Rechenzentrum, Frankfurt; UNIVAC Rechenzentrum, Köln; \*Großversandhaus Quelle, Fürth/Bayern; Gebr. Stollwerck AG, Köln; \*Degussa, Deutsche Gold- und Silberscheideanstalt, Frankfurt/Main; Roddergrube, Braunkohlen- und Brikettwerke AG, Brühl bei Köln.

Allgemeine Überraschung löste unlängst die Nachricht aus, daß die *IBM Deutschland* ein neuartiges Datenverarbeitungssystem — die ausschließlich mit Transistoren arbeitende Anlage IBM 1401 — auf den Markt bringen wird. Das System, das sich vor allem durch seine ungewöhnliche Preiswürdigkeit und seine hohe Flexibilität auszeichnet, besteht aus drei miteinander verbundenen Haupteinheiten: der Zentraleinheit, der Kartenabföhl- und Stanzeinrichtung und dem angeschlossenen Drucker. Die Zentraleinheit, in der alle Arbeits- und Steuerfunktionen vereinigt sind, enthält einen Kernspeicher mit 1400 einzeln adressierbaren Stellen. Die Kartenabföhl- und Stanzeinrichtung arbeitet mit einer Maximalgeschwindigkeit von 48000 Karten/h bei der Eingabe und 15000 Karten/h bei der Ausgabe. Der nach einem völlig neuartigen Prinzip gebaute Drucker erreicht eine Geschwindigkeit von 36000 Zeilen/h, wobei jede Zeile bis zu 100 Druckstellen enthalten kann.

Zusätzlich können an die neue IBM 1401 bis zu 6 Magnetbandeinheiten angeschlossen werden.

Eine umfassende Beschreibung der IBM 1401 findet der Leser im nächsten Heft dieser Zeitschrift (Februar 1960).

Kurz vor Redaktionsschluß erreichte uns die Meldung, daß die *IBM Deutschland* eine weitere Neuerung auf den Markt bringen wird. Es handelt sich um den Transistorrechner IBM 1620, der besonders durch seinen geringen Raumbedarf (Abmessungen eines Zeichentisches) auffällt. Die Maschine verfügt über eine Speicherkapazität von 20000 alphanumerischen Stellen und arbeitet im Dezimalsystem. Als Eingabe- und Ausgabeeinheit steht neben der automatischen Schreibmaschine ein Lochstreifengerät zur Verfügung. Die über 8-Kanal-Lochstreifen eingegebenen Daten werden hier mit einer Geschwindigkeit von 9000 Zeichen pro Minute abgeföht. Für die Programmierung der Anlage werden Befehle verwendet, die aus Operationsschlüssel und zwei Adressen bestehen.

Eine Beschreibung dieser Maschine folgt in einem der nächsten Hefte.

Die *Standard Elektrik Lorenz*, die erst kürzlich von einer erfreulichen Geschäftsentwicklung berichtete, plant den Bau einer neuen Zweigfabrik ihrer Stuttgarter Mix & Genest-Werke. Sie hat dafür in Gunzenhausen an der Altmühl Gelände erworben. Ferner soll als Zweigwerk des Fernschreiberwerkes Pforzheim in Mannheim-Käfertal eine im Augenblick leerstehende Schreibmaschinenfabrik eingerichtet werden.



Die europäische Niederlassung der *Electronic Associates Inc.* in Brüssel meldet den Verkauf der sechsten Analogrechenanlage nach Schweden. Es handelt sich um ein voll ausgebautes System des 231 R-Rechners, der bei der Linköping Division der Svenska Aeroplan Aktiebolaget (SAAB) Aufstellung findet.

Seit Juli 1957 wurden damit insgesamt 36 PACE Analogsysteme in Westeuropa verkauft. Im Gebiet der Bundesrepublik stehen derartige Anlagen bei den *Volkswagen-Werken* und bei *Brown & Boveri*.

„Computers — challenge of the next decade“ steht als Leitsatz über der nächsten *Western Joint Computer Conference*, die für den 3. bis 5. Mai 1960 in San Francisco angekündigt wird. Die Tagung will ihr besonderes Augenmerk auf die Ansätze richten, die auf neue Entwicklungsrichtungen in der Zukunft verweisen — so etwa auf die Problemkreise „Sprachübersetzung“, „Speichern und Wiederauffinden von Information“ und „Lernende Systeme“. Chairman: *R. M. Bennett jr.* (IBM); Vice-Chairman: *G. A. Barnard* (Ampex). Alle Auskünfte erteilt *H. M. Zeidler*, Technical Program Committee, 1960 Western Joint Computer Conference, Stanford Research Institute, Menlo Park, Calif.

Am 6. und 7. Oktober 1959 fand in Stuttgart die Fachtagung „Systeme mit nichtlinearen oder gesteuerten Elementen, insbesondere für Speicher und Verstärker“ statt. Sie war gemeinsam von den Fachausschüssen 1 (Informations- und Systemtheorie), 5 (Lineare und nichtlineare Netze) und 6 (Informationsverarbeitung) veranstaltet und stand unter der Leitung von Herrn Prof. *W. Bader*. Die Beteiligung war außerordentlich hoch; über 400 Teilnehmer, zum Teil auch aus dem Ausland (Frankreich, Holland, Österreich, Schweden und Schweiz) folgten den Vorträgen, von denen zwei von aus Frankreich und USA gekommenen Sprechern gehalten wurden.

Prof. *Bader* gab im Eröffnungsvortrag eine Übersicht über nichtlineare Systeme und ihre mathematische Behandlung. Er unterschied autonome und heteronome Systeme und gab einen mathematischen Weg für die Lösung der mit beiden Systemen verbundenen Differentialgleichungen, der beliebige Genauigkeit der Ergebnisse zu erreichen gestattet. Eine Reihe von Experimentalvorführungen, zum Beispiel ein Pendel verbunden mit parametrischer Verstärkung und ein Maschinensystem, das sehr komplizierte Lösungen in Schwingungsform und auf einem Großbild-Oszillographen anzeigte, ergänzte die vorgetragene Theorie. — Dann folgten drei Vorträge über das Parametron und seine Anwendung für Speicherung und Schaltung. Sowohl die magnetische Ausführung der Japaner als auch die kapazitive Lösung, wie sie im *Max-Planck-Institut* untersucht wird, wurden grundsätzlich erklärt und durch praktische Schaltungsbeispiele belegt. Die T.H. Karlsruhe sorgte für die Vorführung eines Demonstrationsgerätes für (magnetische) parametrische Kreise. — Mr. *E. D. Reed* von den Bell Laboratories gab eine Übersicht über die parametrischen Verstärker auf Kondensator-Basis und *K. Abel* (S & H, München) behandelte die Energie-Verhältnisse in parametrischen Systemen mit drei Frequenzen. *R. Maurer* und *K. H. Löcherer* (Telefunken, Ulm) verfaßten einen Beitrag über parametrische Verstärker mit und ohne zusätzliche Resonatoren. — Am zweiten Tag berichtete *Y. Angel* (Paris) über Arbeiten an parametrischen Systemen mit zwei gekreuzten magnetischen Feldern, Dr. *Veith* (S & H, München) behandelte parametrische Verstärker unter Verwendung von Elektronenstrahlen und dann kamen einige Vorträge über Elemente mit verzweigtem magnetischen Fluß (Transfluxoren). *U. Hölken* (Prof. *Piloty*, TH München) zeigte eine sehr klare, wenn auch auf starken Vereinfachun-

gen beruhende Behandlung magnetischer Schaltnetzwerke; *H. Reiner* (Standard Elektrik, Stuttgart) vereinfachte weniger stark, war somit mehr an der Praxis. Er bot demgemäß eine weniger ausgefeilte Systembeschreibung, dafür aber praktische Anwendungsbeispiele. Dr. *Schreiber* (S & H, München) schließlich befaßte sich mit den Verstärkungseigenschaften des Transfluxors. Er wies darauf hin, daß in der ersten Veröffentlichung von *J. A. Rajchman* von Integrationsverstärkungseigenschaften die Rede war und zeigte dann, auf welche Weise man zu einer normalen Verstärkung gelangen kann. Eine Vorführung ergänzte seine Ausführungen. — Dr. *Schweizerhof* (Telefunken, Backnang) behandelte technologische und topologische Fragen bei Lochplattenspeichern. Er zeigte das von seiner Firma entwickelte System und berichtete über günstige Erfahrungen damit. — Den Abschluß der Tagung bildete wieder ein theoretischer Vortrag. Dr. *Jekelius* trug das vom verstorbenen Dr. *Urtel* entwickelte graphische Verfahren für die Behandlung nichtlinearer Systeme mit einem oder mit zwei Energiespeichern vor, das auch in den Nachr. Techn. Fachberichten, Band 13, veröffentlicht wurde.

In den ersten Septembertagen fand am Massachusetts Institute of Technology die 14. Sitzung der *Association for Computing Machinery* statt. Örtlicher Tagungsleiter war *Frank M. Verzuh*. In der Eröffnungssitzung gab *R. W. Hamming* (Präsident der ACM) einen Jahresbericht über die Arbeit der Gesellschaft. *G. E. Forsythe* (Stanford University) berichtete über die Pariser UNESCO-Konferenz. Weiter sprachen *A. J. Perlis* (Carnegie Institute of Technology) über die Arbeit des ACM-Ausschusses für Maschinensprachen, *F. L. Bauer* (Universität Mainz) über den Stand der Formelübersetzung in Europa und *F. M. Verzuh* über die Tätigkeit des MIT-Rechenzentrums.

Im übrigen wurden auf der dreitägigen Konferenz annähernd 80 Referate gehalten, über die wir im nächsten Heft zusammenfassend berichten werden.

In Heft 3 dieser Zeitschrift brachten wir eine Notiz über die geplante Aufstellung einer ICT-Anlage 1202 bei der Firma Melitta in Minden. Diese Meldung hat sich leider nachträglich als falsch herausgestellt.

Die *Siemag Feinmechanische Werke GmbH*, Eisfeld/Sieg, und der Frankfurter Organisator Dr. *Gerhard Dirks* haben gemeinsame Lizenzverträge mit IBM und mit Remington-Rand in New York abgeschlossen.

Siemag stellte bekanntlich auf der diesjährigen Deutschen Industriemesse in Hannover die erste elektronische Buchungs- und Fakturiermaschine, die Dataquick, vor. Die elektronischen Entwicklungen der *Siemag* beruhen im wesentlichen auf den Erfindungen Dr. *Dirks*, mit dem *Siemag* 1954 einen Lizenz- und Zusammenarbeitsvertrag abschloß.

Am 21. November 1959 verstarb mit 51 Jahren plötzlich Herr *Theodor Fromme*, wissenschaftlicher Leiter und Prokurist der Zuse KG, Bad Hersfeld. Aus wissenschaftlichen Vorträgen und leider nur wenigen Veröffentlichungen kennen die Fachkollegen seine klaren, gründlichen Gedanken, etwa zur Relaischaltalgebra, zur Strukturbeschreibung digitaler Systeme und besonders seiner Arbeiten am Entwurf von Rechenautomaten möglichst einfacher und wendiger Struktur. An der Entwicklung des Rechners Z 22 hat Herr *Fromme* wesentlichen Anteil.



## Dudley A. Buck

*I would like to take my vacation from July 7 to August 6. The period prior to July 7 includes a trip to Europe to give a paper at the International Conference on Information Processing (June 15 to June 20).*



Diese Aktennotiz schrieb Professor Buck am 8. Mai 1959 an die Verwaltung des Massachusetts Institute of Technology. Zwei Wochen später, am 21. Mai, starb er an Lungenentzündung — im Alter von 32 Jahren. Er hinterließ der Fachwelt eine Erfindung, die eine völlige Umwälzung für die Technik der Rechenautomaten zur Folge haben dürfte: das Kryotron. Glaubte man noch vor Jahresfrist, daß dem Bau wesentlich leistungsfähigerer und vor allem schnellerer Rechner durch die Eigenschaften der verwendeten Bauelemente eine prinzipielle Grenze gesetzt sei, so eröffneten sich durch die Untersuchungen an Ferroelektrika im Gebiet der Supraleitung auf einmal ungeahnte Perspektiven. Dudley Allen Buck war der erste, der mit diesen Untersuchungen verwertbare Ergebnisse erzielte.

Er wurde 1927 in San Francisco geboren, besuchte die Santa Barbara High School und begann das Studium der Elektrotechnik an der University of Washington, wo er 1948 sein BS- (Bachelor of Science-) Examen ablegte. Anschließend leistete er zwei Jahre Militärdienst bei einer Nachrichteneinheit der US Navy.

Im Jahre 1950 trat er in das berühmte Massachusetts Institute of Technology (MIT) ein und arbeitete dort zunächst als Wissenschaftlicher Assistent, während er sich auf sein zweites Examen, den „Master of Science“, vorbereitete. Den Titel MS erhielt er 1952 mit einer Arbeit über „Ferroelectrics for digital information storage and switching“. Danach lag sein Tätigkeitsfeld fast ausschließlich im Lincoln Laboratory des MIT. Eben dort beschäftigte man sich mit dem Verhalten ferroelektrischer Materialien bei tiefen Temperaturen, und von dort kam im Frühjahr 1956 die Meldung, daß dem jungen Wissenschaftler Buck die Entwicklung eines neuartigen elektronischen Schaltelementes gelungen sei. In Nummer 44 der „Proceedings of the Institute of Radio Engineers“ erschien im selben Jahr seine berühmt gewordene Arbeit, „The Cryotron — a

superconductive computer component“, die ein Jahr später mit dem Browder J. Thompson Preis des Institute of Radio Engineers ausgezeichnet wurde.

Wieder ein Jahr später, im Juni 1958, promovierte Dudley A. Buck zum Doctor of Science in Elektrotechnik, und kurz darauf wurde er in den Lehrkörper des MIT als Assistant Professor aufgenommen.

Das Kryotron (dessen Name sich von dem griechischen Wort für „Eis“ ableitet, obwohl seine Arbeitstemperatur nicht die des Eises, sondern die des flüssigen Heliums ist) hat inzwischen eine wachsende Anzahl von Gemütern erregt — eine Erscheinung, wie sie ähnlich vor einem Jahrzehnt beim Transistor zu beobachten war. Nach einer unlängst veröffentlichten Notiz sind augenblicklich allein in den USA etwa 50 Forschungsinstitute und Industrielaboratorien mit der Weiterentwicklung der Kryotron-technik beschäftigt, und man darf hoffen, daß die Fertigungsreife schon bald erreicht ist.

Dr. Buck war im letzten Jahr seines Lebens dabei, durch sog. „cross-film Cryotrons“ die Verkleinerung gewissermaßen auf die Spitze zu treiben: er versuchte, eine runde Million dieser Bauelemente auf einem Zentimeter unterzubringen, und er glaubte fest an die Möglichkeit, Rechenwerk und Speicher eines Computers der bisher gewohnten Abmessungen — bei gleicher Kapazität — in der Größenordnung einer Streichholzschatel zu bauen.

Aus dem fast rührenden Nachruf, den das Massachusetts Institute of Technology einem seiner jüngsten Professoren widmete, geht hervor, daß Dudley A. Buck ein ungewöhnlich lebendiger, fröhlicher Mensch war, dessen herzliche Art bei Schülern und Kollegen gleichermaßen Anklang fand. Sein überraschend früher Tod bedeutete nicht nur das Ende einer vielversprechenden wissenschaftlichen Laufbahn — er war ein schmerzlicher Verlust für die Gemeinschaft, in der sein Tätigkeitsfeld lag.

Kbg.

# Dünne magnetische Schichten als Speicher- und Schaltkreiselemente

## *Thin magnetic films for memory and switching elements*

von W. E. PROEBSTER

IBM-Forschungslaboratorium  
Adliswil-Zürich

Elektronische Rechenanlagen 1 (1959) H. 4, S. 164—171  
Manuskripteingang: 8. 10. 1959

*Dünne magnetische Schichten — einige hundert Atomlagen dick, einige Millimeter lang und breit — versprechen große Vorteile hinsichtlich Arbeitsgeschwindigkeit und Wirtschaftlichkeit als Speicher- und Schaltkreiselemente im Vergleich zu den herkömmlichen magnetischen Bauteilen. Ihre praktische Anwendung erfordert jedoch die genaue Kenntnis der Physik dünner Magnetschichten. Die theoretischen Voraussagen über das statische und dynamische Verhalten werden mit experimentellen Beobachtungen verglichen und besonders das „kohärente Drehschalten der Magnetisierung“ im Zeitbereich von  $10^{-9}$  s herausgestellt. Bei Rechenspeichern mit dünnen Magnetschichten, die kurz vor ihrer ersten praktischen Erprobung stehen, sind jedoch die erreichten Zykluszeiten von einigen 0,1  $\mu$ s hauptsächlich durch Aufruf- und Leseschaltungen bestimmt. Für die Anwendung dünner magnetischer Schichten in Schaltkreisen ist äußerst schnelles Umschalten Voraussetzung. Impulsgesteuerte und trägerfrequente Systeme („Parametron“) werden hier diskutiert. Die Behandlung hartmagnetischer Schichten, die für „Auslesespeicher“ hoher Kapazität Interesse verdienen, bildet den Abschluß.*

*Thin magnetic films — some 100 atom layers thick, some millimeters long and wide — promise many advantages as storage and switching elements compared to conventional magnetic materials. The practical application of thin films, however, requires the study of their physical behaviour. Theoretical predictions of the static and the dynamic behaviour are compared with experimental results. In particular the coherent rotation of the magnetization lasting about  $10^{-9}$  sec. is emphasized. For computer memories with thin magnetic films, which are now about to be applied for the first time, the cycle times obtained being some 0.1  $\mu$ sec. are mainly determined by the drive- and read-circuitry. For the application of thin magnetic films to switching circuits the rapid change of the magnetization is essential. Pulse and carrier systems („Parametron“) are discussed here. Finally hard magnetic films are described, which deserve interest as read-only memory of high capacity.*

### Einführung

Unter den vielen Faktoren, die die Leistungsfähigkeit einer elektronischen Rechenmaschine bestimmen, zählen zweifellos Impulsfolgefrequenz und Speicherkapazität zu den

wichtigsten. Beide zu erhöhen, ist das stete Ziel der Forschung und Entwicklung seit dem Bau der ersten programmgesteuerten Rechenanlagen. Hand in Hand damit geht der Wunsch, die Kosten je Schaltkreis- und Speichereinheit zu senken, gleichzeitig aber die Betriebssicherheit zu steigern. Im Verlauf einer gründlichen Suche nach geeigneten Elementen auf allen Gebieten der Festkörperphysik erkannte man schon vor einigen Jahren „dünne magnetische Schichten“ als sehr erfolgversprechend.

Unter einer dünnen magnetischen Schicht versteht man den Niederschlag magnetischen Materials auf eine Unterlage in einer Stärke unterhalb einiger 1000 Å, bei der sich gewisse, für das Massivmaterial geltende Eigenschaften, stark verändern ( $1 \text{ Å} = 10^{-8} \text{ cm}$ , mittlerer Atomabstand z. B. in Permalloy 3 Å). Die untere Grenze der Schichtdicke liegt für praktische Anwendungen bei einigen 100 Å. Obwohl solche Schichten dem Physiker schon seit langem bekannt sind [1, 2], wurden sie jedoch kaum auf ihr dynamisch-magnetisches Verhalten hin untersucht.

Etwa im Jahre 1950 begann die systematische Untersuchung der dünnen magnetischen Schichten für Rechenmaschinenzwecke, ausgehend von der Vorstellung, die Wirbelstromverluste im magnetischen Material durch Reduktion der Dicke drastisch zu verringern [3]. Im Laufe dieser ersten Studien fand man schon nach kurzem neue unerwartete Eigenschaften, besonders bei Schichten vom Permalloy-Typ, die das lebhafteste Interesse des Festkörperphysikers wie auch des Rechenmaschineningenieurs wachriefen. Es stellte sich dabei heraus, daß ein gründliches physikalisches Studium dieser neuen Eigenschaften einer sinnvollen Anwendung der dünnen magnetischen Schichten voranzugehen hat.

In einem ersten Abschnitt wird deshalb über die Ergebnisse und die noch zu lösenden Probleme der physikalischen Erforschung dünner weichmagnetischer Schichten berichtet, während in einem zweiten die Anwendung der Schichten für Speicherung und Schaltkreise erörtert wird. Ein dritter handelt von Eigenschaften und Anwendungen hartmagnetischer dünner Schichten, die in den letzten beiden Jahren in den Blickpunkt des Interesses gerückt sind.

### 1. Theorie und Experiment zum statischen und dynamischen Verhalten dünner weichmagnetischer Schichten

Das statische und dynamische Verhalten dünner weichmagnetischer Schichten [4] ist weitgehend vom Auftreten



einer einachsigen magnetischen Vorzugsrichtung bestimmt. Darunter verstehen wir, daß sich die Magnetisierung der Schicht entweder parallel oder antiparallel zu einer bestimmten Vorzugsrichtung stellen will. Die Vorzugsrichtung wollen wir dabei „leichte Richtung“, jene senkrecht dazu in der Ebene der Schicht liegende Richtung „harte Richtung“ nennen.

Die Erzeugung der Vorzugsrichtung soll an Hand des gebräuchlichsten Herstellungsprozesses dünner Schichten, nämlich der Metallaufdampfung im Hochvakuum, im folgenden erläutert werden.

Die Metallegierung, vorzugsweise Permalloy der Zusammensetzung 80% Ni, 20% Fe, wird im Hochvakuum, üblich ist  $10^{-8}$  —  $10^{-7}$  mm Hg, bis zu einer Temperatur erhitzt, bei der das Metall genügend schnell verdampft (Bild 1). Der Metaldampf kondensiert dann auf einer geeigneten Unterlage, z. B. Glas, und bildet dort eine spiegelartige Metallschicht [5, 6]. Bei Kondensation in Gegenwart eines statischen magnetischen Feldes parallel zur Schichtebene wird in dem magnetischen Film eine Vorzugsrichtung der Magnetisierung induziert, die parallel zur Richtung des statischen Feldes liegt [7].

Viele Parameter des Herstellungsprozesses beeinflussen die magnetischen Kennwerte der entstehenden Schicht und umfangreiche physikalische Untersuchungen darüber sind noch in vollem Gang. Von besonderem Interesse ist natürlich, wie die magnetische Vorzugsrichtung und ihre Stärke zu beeinflussen ist, eine Frage, die auf die Ursachen dieser Vorzugsrichtung hinausläuft. Verschiedene Ansätze sind zu ihrer Lösung unternommen worden, und es erscheint heute, daß mehrere Mechanismen an dieser Erscheinung beteiligt sind. Ausrichtung von Atompaaeren [8], Ausbildung einer Faserstruktur in der Schicht abhängig von der Geometrie zwischen Dampfquelle und Unterlage [9], Einbau von Sauerstoff [10] und gerichtete Spannungen [8] werden gegenwärtig als die Hauptfaktoren für das Zustandekommen der Vorzugsrichtung angesehen.

Einachsige Vorzugsrichtung der Magnetisierung, in der Magnetik „uniaxiale magnetische Anisotropie“ genannt, findet sich auch im Massivmaterial. Bei dünnen Schichten jedoch führt sie im Verein mit der hohen Entmagnetisierung senkrecht zur Schichtebene und der vernachlässigbaren Entmagnetisierung in Schichtebene zu einer möglichen Ausbildung einer Eindomänenstruktur selbst ohne äußeres Magnetfeld. Das bedeutet, daß die Magnetisierungsvektoren an allen Stellen der Schicht in der Schichtebene und zueinander parallel liegen. Sobald sich die Magnetisierung aus der Schichtebene herausdreht, zwingt sie das hohe Entmagnetisierungsfeld zurück; andererseits vermag das kleine Entmagnetisierungsfeld in Schichtebene nicht gegen die uniaxiale Anisotropie aufzukommen.

Wir wollen nun die Richtung der Magnetisierung für den statischen Fall bestimmen, wenn zu der Wirkung der uniaxialen Anisotropie noch der Einfluß eines äußeren Magnetfeldes  $H$  dazukommt. Die uniaxiale Anisotropie-Energie  $E_k$ , die benötigt wird, um die Magnetisierung  $M$  um einen Winkel  $\Theta$  aus der leichten Richtung herauszudrehen, sei beschrieben durch

$$E_k = K \cdot \sin^2 \Theta,$$

wobei  $K$  die Anisotropiekonstante ist. Ohne weitere Energiebeiträge führt die Forderung nach minimaler Energie offensichtlich auf  $\Theta = 0$  oder  $\Theta = 180^\circ$  für die Lage von  $M$  (Bild 2).

Legen wir ein äußeres Feld  $H$  in der Ebene der Schicht an, so ergibt sich der zusätzliche Energieterm

$$E_H = -H \cdot M = -H_x \cdot M \cos \Theta - H_y \cdot M \sin \Theta,$$

worin  $H_x$  und  $H_y$  die Feldkomponenten in leichter bzw. harter Richtung sind.

Aus der Forderung nach dem Minimum der Energie  $E = E_k + E_H$

$$\frac{dE}{d\Theta} = \frac{d(E_k + E_H)}{d\Theta} = 0 \tag{1}$$

findet man wieder die Lage von  $M$  für ein stabiles Gleichgewicht. Mit Hilfe einer einfachen Rechnung lassen sich ferner die Hysteresekurven für leichte und harte Richtung herleiten, die in Bild 3 für den Fall gezeigt sind, in dem die Achsen von Treib- und Lesespole parallel liegen.

Die Richtung von  $M$  für beliebiges Feld  $H$  kann ganz allgemein gefunden werden [11], indem man eine Tangente von

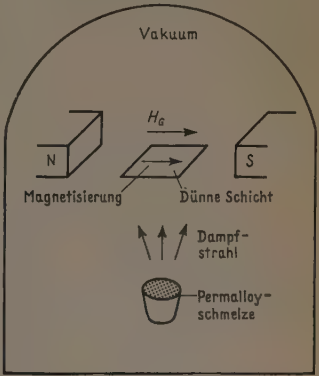


Bild 1. Die Verdampfung von Permalloy in einem magnetischen Feld erzeugt in der entstehenden dünnen magnetischen Schicht eine einachsige magnetische Vorzugsrichtung.

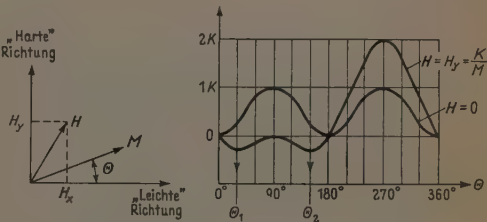


Bild 2. Die Gleichgewichtsrichtungen  $\Theta_1$  und  $\Theta_2$  folgen aus dem Minimum der Energie  $E = E_k + E_H$ .

mit  $E_k = K \cdot \sin^2 \Theta$  Uniaxiale Anisotropie-Energie,  
 $E_H = -H \cdot M$  Energie des Magnetfeldes.

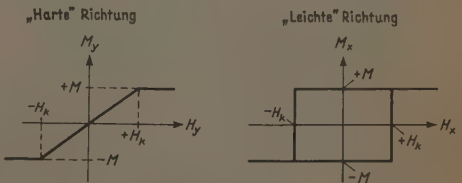


Bild 3. Theoretische  $MH$ -Kurven für harte und leichte Richtung unter Annahme von uniaxialer Anisotropie und Eindomänenverhalten der dünnen magnetischen Schicht.

der Spitze des  $H$ -Vektors an die „kritische Kurve“ legt (Bild 4). Die kritische Kurve, eine Astroide, stellt den geometrischen Ort in der  $H_x$ - $H_y$ -Ebene dar, für den das für

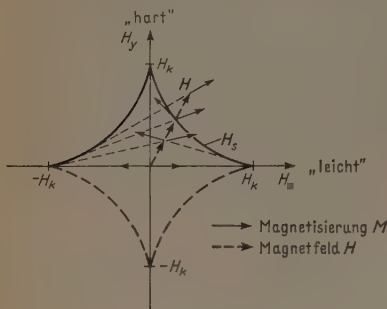


Bild 4. Die „kritische Kurve“  $H_x^{2/3} + H_y^{2/3} = H_k^{2/3}$  erlaubt die Bestimmung der Gleichgewichtsrichtung der Magnetisierung einer dünnen magnetischen Schicht mit Eindomänenverhalten.

kleine  $H$ -Werte existierende zweite Minimum in  $E(\Theta) = E_K + E_H$  gerade eben verschwindet. Sie läßt sich also ableiten aus Gl. (1) mit  $dE/d\Theta = d^2E/d\Theta^2 = 0$  zu:

$$H_x^{2/3} + H_y^{2/3} = H_k^{2/3} \text{ mit } H_k = \frac{2K}{M}.$$

Liegt die Spitze des  $H$ -Vektors außerhalb der kritischen Kurve, so ist nur eine einzige stabile Gleichgewichtslage für  $M$  vorhanden, liegt sie innerhalb, so bestehen zwei Gleichgewichtslagen. Überschreitet die Spitze des  $H$ -Vektors bei einer Vergrößerung von  $H$  die kritische Kurve, so verschwindet die vorher bestehende zweite Gleichgewichtslage von  $M$ , verbunden mit einer entsprechenden sprunghaften Drehung von  $M$  in die neue Lage.

Bei der Betrachtung des zeitlichen Ablaufs von Magnetisierungsänderungen wollen wir wiederum von der Eindomänenschicht ausgehen, bei der, wie gesagt, die Magnetisierung an allen Stellen der Schicht in die gleiche Richtung weist.

Die reversible oder irreversible Drehung der Magnetisierung einer Eindomänenschicht beim impulsförmigen Anlegen eines Magnetfeldes wird außerordentlich schnell ablaufen. Unter Voraussetzung eines gewissen Winkels zwischen Feld  $H$  und Magnetisierung  $M$  hängt die Drehgeschwindigkeit außer von der Größe des Feldes hauptsächlich von der Spindämpfung ab. Eine Abschätzung der Schaltzeiten mit Hilfe der diesen Drehprozeß beschreibenden Landau-Lifshitz-Gleichung [12] unter Verwendung von Ergebnissen aus Messungen der ferromagnetischen Resonanz liefert Werte von ungefähr 1 ns ( $1 \text{ ns} = 10^{-9} \text{ s}$ ) [4]. Für diese Zeiten ist aber die Skintiefe wesentlich größer als die in Frage kommenden Schichtdicken, so daß auch durch das Eindringen des Impulsfeldes in die Schicht keine zusätzliche Verzögerung entsteht.

Daß ein gewisser Winkel zwischen  $M$  und  $H$  für das Zustandekommen einheitlicher Drehung der Magnetisierung notwendig ist, läßt sich leicht zeigen, wenn wir den genaueren Ablauf des Drehprozesses betrachten. Wird ein impulsförmiges Magnetfeld an die homogen magnetisierte Schicht angelegt, so erfahren alle Spins des Materials ein Drehmoment  $\mu \times H$  ( $\mu$  magnetisches Dipol-Moment), das bestrebt ist, sie aus der Schichtebene herauszudrehen. Als Folge der aus der Schichtebene herausgedrehten Magnetisierung erscheint nun ein Entmagnetisierungsfeld  $4\pi M_z$

( $M_z$  Komponente der Magnetisierung senkrecht zur Schichtebene) das seinerseits wieder ein Drehmoment auf die Spins ausübt und damit erst die eigentliche Drehung in die Endlage einleitet.

Aus dieser Betrachtung kann sofort abgeleitet werden, daß für konstante Impulsfeldamplitude eine Vergrößerung des Winkels zwischen  $M$  und  $H$  gegen  $90^\circ$  hin zu einer Beschleunigung des Drehprozesses führt. Andererseits auch, daß für Antiparallelage von  $M$  und  $H$  keine Drehbewegung einsetzen kann und hier ein anderer Ummagnetisierungsmechanismus wirksam werden muß.

Die vorausgegangenen Überlegungen gründen sich auf die Annahme, daß nur uniaxiale Anisotropie und äußeres Feld die Lage des Magnetisierungsvektors beeinflussen. Tatsächlich spielen aber auch Kristallanisotropie und Spannungsanisotropie eine Rolle und sind für viele Abweichungen von dem geschilderten Verhalten verantwortlich. Durch eine geeignete Wahl der Legierungszusammensetzung lassen sich beide Faktoren auf ein Minimum herabsetzen, was bei NiFe etwa bei 82/18 % eintritt [13]. Es ist hier noch zu bemerken, daß verschwindende Magnetostriktion auch für praktische Anwendungen sehr erwünscht ist.

Fassen wir die theoretischen Betrachtungen zusammen, so lassen sich die folgenden für die Anwendung bedeutsamen möglichen Eigenschaften dünner weichmagnetischer Schichten voraussagen:

Bistabiles Verhalten der Magnetisierung für äußere Magnetfelder  $H$ , die kleiner als das kritische Magnetfeld  $H_k$  sind (siehe Bild 4).

Einheitliche Drehung der Magnetisierung in sehr kurzer Zeit, etwa  $10^{-9} \text{ s}$ , bei Anlegen eines Impulsfeldes.

Reversible Magnetisierungsänderung bei Frequenzen unterhalb der ferromagnetischen Resonanz.

Diese Voraussagen wurden vom Experiment mit einigen Einschränkungen und Ergänzungen größtenteils bestätigt.

Die einheitliche, „kohärente“ Drehung der Magnetisierung wurde erstmals von Conger [14] in einem Niederfrequenzversuch festgestellt. Die Beobachtung der um Größenordnungen schneller ablaufenden Drehbewegung, die durch ein Impulsfeld erzwungen wird, erwies sich als nicht einfach, da die zu erwartenden Schaltzeiten von  $10^{-9} \text{ s}$  erheblich über

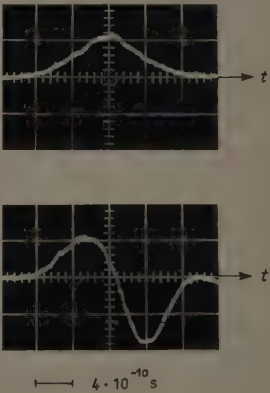


Bild 5. Änderungen der Magnetisierungskomponente in Richtung des angelegten Impulsfeldes und senkrecht dazu zeigen eindeutig die kohärente Drehung der Magnetisierung.

$H_k = 3 \text{ Oe}$ ,  $H_D = 6 \text{ Oe}$  in leichter Richtung,  
 $H_{\perp} = 1,0 \text{ Oe}$  in harter Richtung.



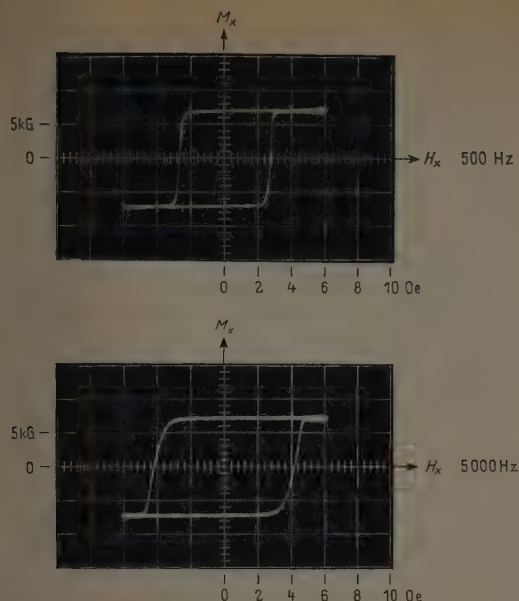


Bild 6. Die experimentell aufgenommene rechteckige Hysteresekurve in leichter Richtung ist durch Wandschalten bedingt.

der Grenze der gebräuchlichen Meßtechnik liegen, Oszillographen mit breitbandigen Kettenverstärkern ermöglichen es, Umschaltzeiten bis hinunter zu 10 ns, Wanderwellen-oszillographen solche bis zu 3 ns sichtbar zu machen. Selbst diese hohe Zeitauflösung gestattet noch nicht die Änderung der Magnetisierungskomponente senkrecht zur Richtung des angelegten Impulsfeldes aufzulösen, für die ein Doppelpuls bei kohärenter Drehung der Magnetisierung zu erwarten ist.

Kürzlich gelang es jedoch im IBM Forschungslaboratorium Zürich, das Drehschalten eines Permalloyfilmes mit einer Zeitauflösung von 0,35 ns zu beobachten [15] (Bild 5). Dabei wurde nicht nur die Komponente der Magnetisierungsänderung in leichter Richtung parallel zum angelegten Treibfeld aufgenommen, sondern auch die Komponente in harter Richtung. Der hier erzielte Doppelpuls zeigt eindeutig an, daß kohärente Drehung der Magnetisierung vorliegt. Die gemessenen Schaltzeiten liegen um 2 ns für  $H_k = 2$  Oe, für Impulsfelder von 3 Oe in leichter Richtung und ein Quersfeld von etwa 1 Oe. Als Meßapparatur standen ein „pulse sampling oscilloscope“ [16] und besondere Einrichtungen zur Unterdrückung von Störsignalen zur Verfügung.

Magnetostriktion und Kristallanisotropie, Streuungen der Vorzugsrichtung und der Anisotropie-Energie  $K$  und schließlich Inhomogenitäten des Entmagnetisierungsfeldes an verschiedenen Stellen der Schicht können verantwortlich gemacht werden für das Abweichen vom Eindomänenverhalten und damit für das Auftreten von zwei weiteren Arten der Magnetisierungsänderung: Wandschalten und inkohärentes Drehschalten [17].

Wandschalten entsteht, wenn ein Feld  $H$  kleiner als das kritische Feld  $H_c$  (siehe Bild 4) angelegt wird, um die Magnetisierung umzukehren. Wenn dieses Feld den Grenzwert  $H_c$  übersteigt, bilden sich Keime umgekehrter Magnetisierungsrichtung. Diese Keime sind von Domänenwänden umgeben, die über die Schicht laufen und so die ummagnetisierten Gebiete vergrößern, bis die Magnetisierung voll-

ständig umgekehrt ist. Kittel [18] errechnete die Geschwindigkeit dieser Wände unter der Annahme von Wirbelstromdämpfung zu  $10^4$  cm/s Oe Überschußfeldstärke für den in Frage stehenden Schichtdickenbereich. Wandschalten ist demnach langsamer als kohärentes Drehschalten: Schaltkonstanten von ca.  $1 \mu$ s Oe wurden hier gemessen [17].

Auch die in leichter Richtung bei tiefen Frequenzen rechteckige Hysteresekurve hat ihren Ursprung in Wandverschiebungsvorgängen und nicht in kohärentem Drehschalten. Im Gegensatz zu der Rechteckkurve bei Ferriten verformt sich diese Kurve aber schon bei Frequenzen oberhalb 1 kHz, d. h. die Koerzitivkraft steigt und die Flankensteilheit nimmt ab (Bild 6).

Das Wandschalten verkleinert also im Effekt den Bereich für reversible Drehung der Magnetisierung innerhalb der kritischen Kurve für den Fall, daß die Komponenten von angelegtem Feld und Magnetisierung in leichter Richtung entgegengesetzt gerichtet sind.

Ein dritter Umkehrprozeß, „inkohärente Drehung der Magnetisierung“, kann beobachtet werden, wenn das Ummagnetisierungsfeld  $H$  in der leichten Richtung oder nahe dazu angelegt ist und dem Betrage nach  $H_c$  übersteigt. Das auf die Spins wirkende Drehmoment ist dann sehr klein und hat auch beiderlei Vorzeichen, wenn man die Streuung der magnetischen Vorzugsrichtung in Rechnung setzt. Demzufolge wird sich an einigen Stellen der Schicht die Magnetisierung im Uhrzeigersinn, an anderen in Gegenrichtung drehen. Dieser Ummagnetisierungsprozeß ist offenbar langsamer als die kohärente Drehung, einerseits weil das anfängliche Drehmoment klein ist, andererseits weil das an einer bestimmten Stelle der Schicht den eigentlichen Drehprozeß einleitende Entmagnetisierungsfeld geschwächt wird durch benachbarte umgekehrt gepolte Entmagnetisierungsfelder von entgegengesetzt schaltenden Schichtteilen.

Inkohärentes Drehschalten liegt seiner Natur und seinem Auftreten nach zwischen Wandschalten und kohärenter

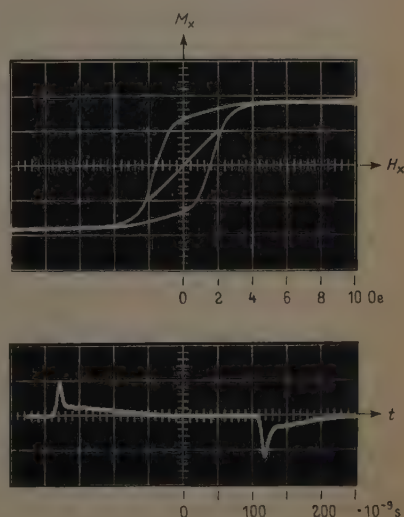


Bild 7.

- Inkohärentes Drehen der Magnetisierung führt zur Öffnung der  $MH$ -Kurve in harter Richtung für größere Aussteuerungen.
- Bei impulsförmiger Aussteuerung in harte Richtung erkennt man, daß der inkohärente Drehvorgang langsamer als der kohärente ist.

Drehung der Magnetisierung. Betrachten wir zum Beispiel die Ummagnetisierung der Schicht durch ein in leichter Richtung angelegtes Impulsfeld. Steigt die Amplitude dieses Feldes stetig von der Koerzitivkraft  $H_c$  ausgehend an, so setzt zunächst Wandschalten ein, wobei mit wachsender Feldstärke sowohl die Wandgeschwindigkeit als auch die Zahl der gebildeten Ummagnetisierungskeime steigt. Oberhalb  $H_k$  überwiegt dann mehr und mehr die durch die Keimbildung bedingte Magnetisierungsänderung, die aber mit dem oben definierten inkohärenten Schalten identisch ist [19, 20, 21]. Der Zeitbereich inkohärenten Drehschaltens liegt zwischen 10 und 100 ns.

Ein Sonderfall des inkohärenten Drehschaltens liegt vor, wenn die Magnetisierung einer Schicht durch ein Magnetfeld  $H_y > H_k = 2K/M$  (siehe Bild 4) ganz in die harte Richtung ausgelenkt und dann das Magnetfeld abgeschaltet wird. Im Idealfall ist dieser Zustand eine labile Gleichgewichtslage, da kein Drehmoment durch die uniaxiale Anisotropie auf die Spins ausgeübt wird. Infolge der unvermeidlichen Streuung der magnetischen Vorzugsrichtung entstehen praktisch aber doch kleine inhomogen verteilte Drehmomente verschiedenen Vorzeichens. Infolgedessen dreht sich die Magnetisierung einzelner Teile der Schicht in einer Richtung, die der übrigen Teile entgegengesetzt zur leichten Richtung zurück, d. h. die Eindomänenschicht spaltet in zahlreiche Einzeldomänen auf.

Die Öffnung der niederfrequenten  $MH$ -Kurve bei Aussteuerungen in harter Richtung  $H_y > H_k$ , ist auf diesen Prozeß zurückzuführen. Für kleine Aussteuerungen im Bereich der kohärenten Drehung der Magnetisierung bleibt diese Kurve geschlossen (Bild 7a). Bild 7b zeigt den Zeitverlauf der Magnetisierungsänderung in Richtung des Treibfeldes, wenn das Treibfeld  $H > H_k$  impulsförmig in harter Richtung angelegt wird.

Genauere Angaben über Ummagnetisierungszeiten dünner magnetischer Schichten in Abhängigkeit von der Impulsamplitude und dem Querfeld in harter Richtung als Parameter finden sich in [17]. Die dort angegebenen Werte sind indessen mit einer gewissen Vorsicht zu betrachten, da sich die Zeitauflösung der verwendeten Meßgeräte nicht über 10 ns erstreckte und sich außerdem im Übergangsgebiet zwischen kohärentem und inkohärentem Drehschalten die Schaltzeit schwer definieren läßt, wie es z. B. aus Bild 7b ersichtlich wird. Schaltzeiten für kohärentes Drehschalten in Abhängigkeit von der Impulsamplitude und dem angelegten Querfeld in harter Richtung werden demnächst veröffentlicht. [22].

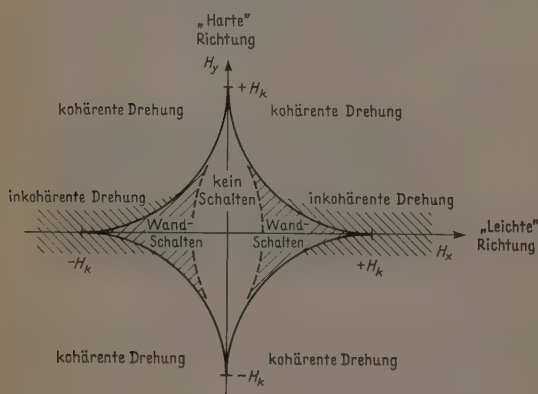


Bild 8. Die Bereiche für Flußänderungen in weichmagnetischen Schichten mit magnetischer Vorzugsrichtung.

Bild 8 gibt einen Überblick über das Auftreten der einzelnen Ummagnetisierungsvorgänge in dünnen Permalloyschichten mit uniaxialer Anisotropie. Die Grenzlinien zwischen den Bezirken sollen keineswegs einen scharfen Übergang von einer zu anderen Erscheinungsform der Ummagnetisierung kennzeichnen, sondern vielmehr die Mitte der Änderungszone angeben.

Die erzielbaren Werte für  $H_k$  liegen für Permalloyschichten oberhalb ca. 0,5 Oe, die für  $H_c$  oberhalb ca. 2 Oe, die man im Interesse kleiner Schaltleistungen möglichst niedrig halten will. Kleine Verhältnisse von  $H_c/H_k$  führen zu weitgehend geschlossener  $MH$ -Schleife bei Aussteuerungen in harter Richtung, während für größeres  $H_c/H_k$  die  $MH$ -Schleife in harter Richtung sich mehr und mehr öffnet und eine große Abweichung vom Eindomänenverhalten anzeigt. Dies mag auch als Grund dafür angeführt werden, daß der Versuch mißlang, ausschließlich durch Drehvorgänge schaltende Schichten mit  $H_c > H_k$  („inverted films“ [23]) herzustellen, da diese kein kohärentes Drehschalten zeigen.

## 2. Anwendung von weichmagnetischen Schichten für Speicherung und Schaltkreise

Als leitender Gedanke beim Entwurf von Speichern und Schaltkreisen mit dünnen magnetischen Schichten soll gelten, die besonderen, im vorigen Abschnitt herausgestellten Eigenschaften dünner magnetischer Schichten anzuwenden. Eine einfache Übertragung der in der Magnetkerntechnik wohlerprobten Anwendungsmethoden ist hier verfehlt, wie es sich in vielen Fällen klar herausstellte.

Bezüglich der Verwendung von dünnen magnetischen Schichten für Speicherspeicher läßt sich — so verlockend es auch aussehen würde — die rechteckige Hysteresekurve in leichter Richtung für Koinzidenzaufnahmeverfahren nicht gebrauchen. Bild 6 zeigt, daß diese rechteckige Hysteresekurve nur bei tiefen Frequenzen zu erhalten ist, was uns zwingt, andere Wege bei Entwurf eines Speichers mit dünnen magnetischen Schichten zu beschreiten.

Betrachten wir aber die kritische Kurve mit den eingezeichneten Schaltbereichen in Bild 8, so können wir leicht die prinzipielle Arbeitsweise eines Koinzidenzspeichers angeben: Zwei Felder  $H_1$  und  $H_2$  sollen auf die Schicht wirken, wobei die Spitzen der Einzelvektoren  $H_1$  und  $H_2$  im Gebiet „Kein Schalten“ liegen, die Spitze des Summenvektors  $H_1 + H_2$  dagegen im Bereich von kohärentem Drehschalten oder zumindest von schnellem inkohärentem Drehschalten.

Diese Bedingung erfüllen z. B. zwei parallele magnetische Felder, deren Richtung etwas gegenüber der leichten Richtung geneigt ist, oder zwei zueinander senkrechte Felder, von denen das eine parallel zur leichten Richtung, das andere parallel zur harten Richtung liegt. In beiden Fällen entstehen in den Abfrageleitungen Störsignale, wenn  $H_1$  oder  $H_2$  allein angelegt und eine reversible Drehung der Magnetisierung hervorgerufen wird. Durch entsprechende Leitungsführung und Geometrie der Abfrageleitung über den Magnetschichten lassen sich diese Störspannungen beträchtlich verringern [24].

Ein besonderer Vorzug dünner magnetischer Schichtspeicher ist die Möglichkeit, die gespeicherte Information zerstörungsfrei auszulesen. Ein in der harten Richtung angelegtes Feld  $H < H_k$  (siehe Bild 4) dreht die Magnetisierung in die harte Richtung. In der Ausgangsleitung, deren Achse in die leichte Richtung zeigt, wird demnach ein positiver oder negativer Impuls induziert, je nachdem ob eine Null oder eine Eins gespeichert ist. Nach Abschalten des Feldes dreht sich die Magnetisierung wieder in ihre ursprüngliche Lage zurück. Leider läßt sich für zerstörungsfreies Auslesen dieser einfachen Art kein Koinzidenzaufnahmeverfahren angeben, was den Gewinn dieser Methode erheblich einschränkt. Für zerstörungsfreies Auslesen ist deshalb üblich



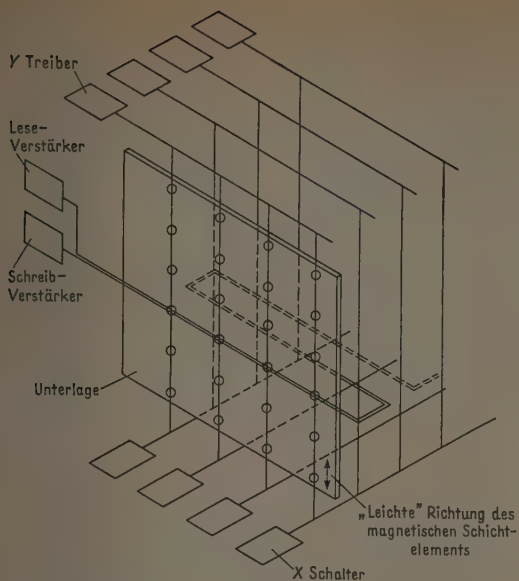


Bild 9. Blockschema eines Speichers mit dünnen Schichten für zerstörungsfreie Abfrage.

cherweise für jedes Speicherregister ein eigener Treibverstärker vorgesehen, der dann die Schichten in harter Richtung aussteuert (z. B. [25], [26]). Bild 9 zeigt das Blockschema eines solchen Speichers.

Erst durch eine Modifikation der Speicherzelle selbst scheint zerstörungsfreie koinzidente Abfrage wieder möglich zu werden. Eine solche Lösung [27] sieht pro Speicherzelle zwei Schichten vor, die durch ihr magnetisches Streufeld miteinander gekoppelt sind. Die erste, hartmagnetische Schicht ist der eigentliche Informationsträger, der durch die Richtung seines Streufeldes die Lage der Magnetisierung der zweiten Schicht von niedriger Koerzitivkraft beeinflusst. So ist es möglich, die zweite Schicht mit Koinzidenz abzufragen, ohne daß die Information der eigentlichen Speicherzelle, d. h. der härteren Schicht, zerstört wird.

Die Frage der kleinstmöglichen geometrischen Abmessungen jeder Schicht und der größten Packungsdichte verdient großes Interesse. Die Abmessungen der Schicht sind von zwei Faktoren bestimmt:

1. Das Verhältnis Schichtdicke zu Durchmesser bei kreisförmigen Schichten darf einen bestimmten Wert, gegeben durch das zulässige Entmagnetisierungsfeld, nicht übersteigen. Dieses Entmagnetisierungsfeld wirkt entgegen der Magnetisierungsrichtung und ist deshalb bestrebt, die Abweichungen der Magnetisierung an den einzelnen Stellen der Schicht gegenüber der magnetischen Vorzugsrichtung besonders an den Schichträndern zu vergrößern. Eine Optimalisierung ließe sich hier erreichen, wenn man nicht konstante Schichtdicke, sondern ellipsenförmigen Schichtquerschnitt wählen würde, der ja bekanntlich mit homogener Entmagnetisierungsfeldstärke verbunden ist. Der für den Idealfall ellipsenförmige Querschnitt könnte z. B. durch Anbringung von Blenden während des Aufdampfens erzielt werden.
2. Das Ausgangssignal muß gegenüber Störsignalen unterscheidbar sein. Gehen wir von gegebenem Verhältnis Schichtdicke zu Durchmesser aus, so nimmt offensicht-

lich das Ausgangssignal mit der Verringerung des Durchmessers des Elementes linear ab, vorausgesetzt natürlich, daß sich der Schichtdickeneffekt der Magnetisierung noch nicht bemerkbar macht, der aber für Zimmertemperatur erst unterhalb etwa 100 Å einsetzt [29]. Bei einer linearen Verkleinerung des Schichtdurchmessers nimmt der benötigte Treibstrom ebenfalls linear ab.

Praktisch wird die unterste Grenze der Schichtabmessungen jedoch von den erforderlichen Toleranzen bestimmt, mit denen die Treib- und Leseleitungen über die Schichtelemente zu führen sind. Diese Grenze liegt gegenwärtig bei ca. 1 mm Durchmesser für kreisförmige Schichten. Die erforderlichen homogenen Treibfelder für die Schichten werden üblicherweise mit Hilfe von Bandleitungen erzeugt.

Die Zykluszeit von Speichern mit magnetischen Schichten wird letzten Endes nicht durch die Schaltgeschwindigkeit der dünnen Schichten selbst begrenzt sein, sondern vielmehr durch die Verzögerung der Signale in Treib- und Leseleitungen. Im Augenblick werden allerdings die erreichten Zykluszeiten von ca. 0,5 µs ausschließlich durch die Elektronik der Treib- und Lesekreise bestimmt. Durch Einsatz moderner Hochgeschwindigkeits-Halbleiterelemente, wie z. B. der Esaki-Diode [30] und des Mesa-Transistors [31], verspricht man sich eine erhebliche Steigerung der Geschwindigkeit, und Zahlen wie 100 oder gar 50 ns für die Zykluszeit werden heute keineswegs mehr als utopisch angesehen.

Viele erfolgreich arbeitende Versuchsanordnungen von Speichern mit dünnen magnetischen Schichten [24], [25], [27], [28] zeigen, daß man dieses neue Element fest zu den Rechenmaschinenbauteilen der kommenden Jahre zählen muß. Bis zu einem ersten größeren Einsatz bleibt allerdings noch das Hauptproblem zu lösen, nämlich eine große Zahl von Schichtelementen mit reproduzierbaren Eigenschaften auf eine Unterlage aufzubringen, obwohl in letzter Zeit gewisse Fortschritte erzielt wurden [28]. In diesem Zusammenhang sind auch die Anstrengungen zu erwähnen, dünne Magnetschichten durch elektrolytischen Niederschlag [32] oder durch chemische Ausfällung zu gewinnen und so die Reproduzierbarkeit zu verbessern. Die erzielten Ergebnisse lassen jedoch noch keine eindeutige Schlussfolgerung zu.

In bezug auf die Einhaltung ausreichender Homogenität der Speicherelemente tritt ein wesentlicher Unterschied gegenüber dem Kernspeicher zutage: Während man dort fehlerhafte Kerne vor der Verdrahtung aussondern kann, führt die Feststellung eines fehlerhaften Schichtelementes zur Ausscheidung der ganzen Platte. Der gegenwärtige Stand der Entwicklung ist, daß aus einer großen Zahl von Speicherplatten die geeigneten ausgesondert werden müssen. Die Herstellung von Magnetschicht und Verdrahtung auf einer Platte in einem Arbeitsgang würde demnach noch eine weitere Erhöhung der Zahl der fehlerhaften Stücke mit sich bringen, weshalb man es vorläufig vorzieht, Verdrahtung und magnetische Schichten getrennt anzufertigen.

Die Fertigung aller Teile einer Speichermatrix, Magnetschichten, Bandleitungen mit Isolationszwischenlagen in einem automatischen Prozeß, z. B. Aufdampfung von verschiedenen Quellen durch einen Satz auswechselbarer Masken, ist eines der wesentlichen Ziele der Speicherentwicklung. Mit seiner Verwirklichung erhofft man sich eine einschneidende Senkung der Herstellungskosten gegenüber den üblichen Ferritkernspeichern.

Die Verwendung von dünnen Schichten für Schaltnetzwerke steht gegenüber der für Rechenpeicher noch ganz im Anfang, bedingt durch die hier wesentlich gesteigerten Schwierigkeiten. Für Schicht-Speicher ist der Aufwand von Treiberschaltungen und komplizierten Verstärkereinrichtungen für die Auswertung des schwachen Ausgangssignals durchaus tragbar, da sie für eine große Anzahl von Schichten gemeinsam verwendet werden können. Hingegen wird für die Anwendung von dünnen Magnetschichten in Schalt-

kreisen gefordert, daß das Ausgangssignal einer Schicht das Schalten einer weiteren Schicht direkt und ohne Zwischenschaltung aufwendiger Verstärker steuern soll.

Um das Schalten einer Schicht durch eine andere in dieser Art steuern zu können, muß das Ausgangssignal der ersten Schicht ein genügend großes Steuerfeld in der Ebene der zweiten Schicht erzeugen. Die hierzu erforderliche Leistung kann durch schnelles Umschalten der Schicht durch eine zentrale Impulsquelle gewonnen werden. Trotz der geringen magnetischen Energie der dünnen magnetischen

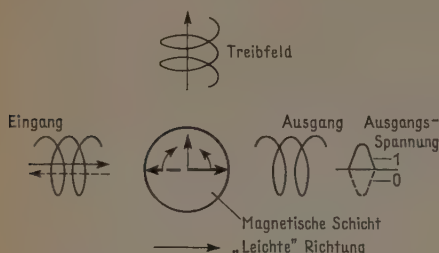


Bild 10. Durch kleine positive oder negative Eingangsmagnetfelder in leichter Richtung läßt sich die Endlage der Magnetisierung im „Drehschalt-Element“ leicht steuern.

Schichten können sie also infolge ihres schnellen Umschaltens innerhalb weniger Nanosekunden hohe Leistung übertragen.

Da im Augenblick noch keine einfachen Elemente zur Verstärkung von ns-Impulsen zur Verfügung stehen, waren wir bei eigenen Untersuchungen über Schaltsysteme mit dünnen magnetischen Schichten auf die von all-magnetischen Kreisen beschränkt. Hier fanden wir, daß die in dünnen magnetischen Schichten vorhandene uniaxiale Anisotropie eine ausgezeichnete Möglichkeit zur Verstärkung von ns-Impulsen liefert. Das Arbeitsprinzip des sich ergebenden „Drehschalt-Elementes“, schematisch dargestellt in Bild 10, sei im folgenden kurz umrissen: Ein von einer zentralen Impulsquelle erzeugtes magnetisches Feld dreht die Magnetisierung der Schicht in die harte Richtung. Wenn dieses Feld wieder abzunehmen beginnt, genügt ein gleichzeitig eintreffendes kleines positives oder negatives Impulsfeld in leichter Richtung, um eine Drehung der Magnetisierung in die linke oder rechte Ruhelage einzuleiten. Das erwähnte Steuerimpulsfeld läßt sich durch eine andere dünne Schicht erzeugen.

Nehmen wir als einfachsten Fall ein Schieberegister aus dünnen magnetischen Schichtelementen an, so wird die Übertragung der Information von einer Schicht zur nächsten eingeleitet, indem die Magnetisierung der zweiten Schicht in die harte Richtung gedreht wird. In Ein- und Ausgangswicklung, die die Schicht in leichter Richtung umschließen, werden dabei Ströme induziert, die jedoch keinen Einfluß auf die beiden benachbarten Schichten haben, da deren Magnetisierung noch in leichter Richtung liegt: Die übertragenen Stromimpulse sind entweder zu kurz oder zu schwach, um Wandschalten oder inkohärentes Drehschalten auszulösen. Wenn anschließend die Magnetisierung des informationstragenden Elementes in die harte Richtung gedreht wird, entsteht in der Transferleitung der oben erwähnte Steuerimpuls mit positivem oder negativem Vorzeichen, je nach dem Wert der gespeicherten Information. Ein drittes gleichartig gekoppeltes Element, das vor dem ersten und nach dem zweiten Element liegt und dessen Magnetisierung bei der Übertragung in die leichte Richtung

zeigt, sorgt für Entkopplung. In dieser Weise lassen sich Schieberegister mit dünnen Schichten unter Verwendung eines Drei-Phasen-Impulssystems aufbauen.

Bandleitungen von extrem niedriger Impedanz, die beide Schichten eng umschließen, sind Voraussetzung für das Aufsetzen eines genügend starken und homogenen Steuerfeldes für die getriebene Schicht. Um die erforderlichen Impedanzwerte von weniger als  $1 \Omega$  zu erreichen, ist es notwendig, Bandleitungen mit extrem kleinem Leiterabstand, z. B. durch Aufdampfen herzustellen, ebenso wie die dazwischenliegenden Isolierschichten und Magnetschichten.

Außer den im vorhergehenden diskutierten impulsgetriebenen Schaltkreisen mit dünnen magnetischen Schichten bieten die sogenannten „trägerfrequenten Schaltkreise“ weitere Anwendungsmöglichkeiten. Die naheliegende Idee, ein neuartiges Parametronenelement mit dünnen Magnetschichten aufzubauen, entstand kürzlich an verschiedenen Stellen (z. B. [33]). Der Grundgedanke besteht darin, die ferromagnetische Resonanz in der dünnen Schicht zur Darstellung und Verstärkung zweier, Null und Eins angegebender Schwingungsformen auszunützen.

Bei der Erzeugung ferromagnetischer Resonanz wird üblicherweise ein Gleichfeld und ein senkrecht dazu stehendes Hochfrequenzfeld in der Ebene der Magnetschicht angelegt. Bei Resonanz präzessiert dann die Magnetisierung um die Richtung des Gleichfeldes. Der Präzessionskegel ist im Gegensatz zu dem bei Resonanz in Massivmaterial stark ellipsenförmig, bedingt durch die starke Entmagnetisierung senkrecht zur Schichtebene. Die in Richtung des Gleichfeldes beobachtete Änderung der Magnetisierung besitzt die doppelte Grundfrequenz wie die des anregenden Hochfrequenzfeldes. Dies legt nahe, das Hochfrequenzfeld parallel zum Gleichfeld auszurichten, um dann unter Voraussetzung geeigneter Betriebsbedingungen senkrecht dazu die Magnetisierungsänderung von halber Grundfrequenz abzunehmen, die in beabsichtigter Weise zwei um  $180^\circ$  versetzte Phasenlagen annehmen kann. Die Phasenlage kann dabei, ähnlich wie beim Parametron [34], durch die Phasenlage eines schwachen Wechselfeldes senkrecht zum Gleichfeld und in Schichtebene bestimmt werden. Theoretische Betrachtungen zeigen, daß eine solche Betriebsart durchaus möglich ist.

Der Vorteil des Parametrons mit dünnen Schichten gegenüber dem mit Ferriten oder Halbleiterelementen besteht darin, daß auf zusätzliche Schaltelemente vollständig verzichtet werden kann, bedingt durch die Eigenheit der Bewegung der Magnetisierung in dünnen Schichten. Es ist interessant hier festzustellen, daß die uniaxiale Anisotropie dünner Schichten nicht unbedingt erforderlich ist, jedoch einen gewissen Vorteil bietet, indem die nötigen Feldstärken und Frequenzen zur Erzeugung der parametrischen Resonanz herabgesetzt werden.

### 3. Hartmagnetische Filme

Wir sahen, daß in weichmagnetischen dünnen Schichten die Magnetisierung immer in der Schichtebene liegt wegen der hohen Entmagnetisierungsfeldstärke senkrecht zur Schichtebene. Kürzlich wurde nun bekannt, daß in dünnen hartmagnetischen MnBi-Schichten, die hohe Koerzitivkraft besitzen, die Vorzugsrichtung der Magnetisierung auch senkrecht zur Schichtebene induziert werden kann. Im Gegensatz zu den weichmagnetischen Schichten ist hier die uniaxiale Anisotropie bestimmt durch einachsige Kristallanisotropie und Ausrichtung der Kristallhauptachsen senkrecht zur Schichtebene [35].

Diese Schichten haben eine Dicke von ca.  $1000 \text{ \AA}$  und werden hergestellt durch Aufdampfung und anschließendes längeres Tempern in einem Gleichfeld senkrecht zur Schichtebene. Die so erhaltenen Schichten zeigen entweder Ein- oder Mehrdomänenverhalten. Die untere Domänengröße



liegt etwa zwischen 3000 und 6000 Å. Betrachtet man jede Domäne als eine Speicherzelle so ergeben sich Speicherdichten von  $10^6$  bis  $10^7$  bit/cm<sup>2</sup>.

Für diese bit-Dichten konnte bisher noch kein geeignetes Einschreibverfahren angegeben werden, das gestattet, die einzelnen Zellen hinreichend schnell aufzurufen und deren Inhalt zu verändern. Als erste Anwendung ist deshalb an „Auslese-Speicher“ („read-only memory“) gedacht. Für das Auslesen wurde der Faraday- oder der Kerr-Effekt vorgeschlagen, bei dem die Polarisationssebene des durchgehenden oder reflektierten Lichtstrahls im magnetischen Material je nach dessen Magnetisierungsrichtung gedreht wird. Eine weitere Möglichkeit der Ablesung liegt in der Elektronen-Spiegel-Mikroskopie („electron mirror microscopy“). Die von einer entfernten Quelle gelieferten Elektronen werden beinahe auf die Geschwindigkeit Null vor der zu betrachtenden magnetischen Oberfläche abgebremst und dann wieder gegen eine Anzeige- oder Fühleinrichtung hin beschleunigt, die eine Beeinflussung der Flugbahn durch die positive oder negative Magnetisierung der beobachteten Zelle feststellt [36].

### Schlußbetrachtung

Viele theoretisch begründete Erwartungen über Eigenschaften dünner magnetischer Schichten bestätigten sich durch experimentelle Untersuchungen, die ihrerseits manche neue, noch nicht voll erklärbare Erscheinungen aufdeckten. Besondere Beachtung findet das außerordentlich schnelle, im Bereich von  $10^{-9}$  s liegende Drehschalten der Magnetisierung von weichmagnetischen Schichten. Bei hartmagnetischen Schichten ist es die hohe mögliche Speicherdichte, die das Interesse der Rechenmaschinenfachleute wachruft. Auf beiden Gebieten, dem der harten wie der weichen magnetischen Schichten, ist jedoch die Anwendung erst ganz im Anfang und vermag die von der Physik gebotenen Möglichkeiten bei weitem noch nicht auszunützen.

### Literatur

- [1] W. Beetz: „Über die inneren Vorgänge welche die Magnetisierung bedingen.“ Pogg. Ann. 111 (1860), 107—121.
- [2] Ch. Maurain: „Propriétés des dépôts électrolytiques des fers obtenus dans un champ magnétique.“ J. phys. radium 10 (1901), 123—135.
- [3] M. S. Blois, Jr. and F. S. Atchinson: „Quarterly Report to the Office of Naval Research for October—December 1952.
- [4] D. O. Smith: „Static and dynamic behaviour of Permalloy films.“ J. Appl. Phys. 29 (1958), 264—273.
- [5] L. Holland: „Vacuum deposition of thin films.“ John Wiley & Sons Inc., New York (1956).
- [6] S. Methfessel: „Metallverdampfung im Hochvakuum.“ Glas und Hochvakuumtechnik 2 (1953) 167—175.
- [7] M. S. Blois, Jr.: „Preparation of thin magnetic films and their properties.“ J. Appl. Phys. 26 (1955), 975—980.
- [8] D. O. Smith: „Anisotropy in permalloy films.“ J. Appl. Phys. 30 (1959), 264 S—265 S.
- [9] T. G. Knorr and R. W. Hoffmann: „Dependence of geometric magnetic anisotropy in thin iron films.“ Phys. Rev. 113 (1959), 1039—1046.
- [10] R. D. Heidenreich, E. A. Nesbitt and R. D. Burbank: „Magnetic annealing in permalloy I. Structural origin. J. Appl. Phys. 30 (1959), 995—1000.  
E. A. Nesbitt and R. D. Heidenreich: „Magnetic annealing in permalloy II. magnetic properties. J. Appl. Phys. 30 (1959), 1000—1003.
- [11] J. C. Slonczewski: „Theory of magnetic hysteresis in films and its application to computers“. Nichtveröffentlichte Mitteilung IBM Research Center (Oct. 1956).
- [12] L. Landau and E. Lifshitz: „On the theory of dispersion of magnetic permeability in ferromagnetic bodies.“ Z. Sowjetunion 8 (1955), 153—169.
- [13] R. M. Bozorth: „Ferromagnetism“. Van Nostrand (1956), 31, 570.
- [14] R. L. Conger: „Magnetization reversal in thin films.“ Phys. Rev. 98 (1955), 1752—1754.
- [15] W. Dietrich and W. E. Proebster: „Millimicrosecond magnetization reversal in thin magnetic films.“ IBM Journal 3 (1959).
- [16] R. Sugarman: „Sampling oscilloscope for statistically varying pulses.“ Rev. Sci. Instr. 28 (1957), 933—938.
- [17] C. D. Olson and A. V. Pohm: „Flux reversal in thin films of 82 % Ni, 18 % Fe.“ J. Appl. Phys. 29 (1958), 274—282.
- [18] H. J. Williams, W. Shockley and C. Kittel: „Studies of the propagation velocity of a ferromagnetic domain boundary.“ Phys. Rev. 80 (1950), 1090—1094.
- [19] R. L. Conger and F. C. Essig: „Magnetization reversal in thin films at low fields.“ J. Appl. Phys. 28 (1957), 855—858.
- [20] F. B. Hagedorn: „Partial switching of thin Permalloy films.“ J. Appl. Phys. 30 (1959), 254 S—255 S.
- [21] F. B. Humphrey and E. M. Gyorgy: „Flux reversal in soft ferromagnetics.“ J. Appl. Phys. 30 (1959), 935—939.
- [22] W. Dietrich and W. E. Proebster: „Millimicrosecond magnetization reversal in thin magnetic films.“ Conference on Magnetism and Magnetic Materials (Nov. 1959) Detroit.
- [23] D. O. Smith and E. E. Huber, Jr.: „Inverted films“. Quarterly progress report, Solid state research, Lincoln laboratory (15. April 1959), 61—67.
- [24] A. V. Pohm and S. M. Rubens: „A compact coincident current memory“. Proc. Eastern Joint Computer Conference AIEE (1956), 120—123.
- [25] J. I. Raffel: „Operating characteristics of a thin film memory.“ J. Appl. Phys. 30 (1959), 60 S—61 S.
- [26] J. I. Raffel and D. O. Smith: „A computer memory using thin films.“ UNESCO International Conference on Information Processing, Paris (June 15—20, 1959) (Oldenbourg, München 1960, in Vorbereitung).
- [27] L. J. Oakland and T. D. Rossing: „Coincident-current non-destructive readout from thin magnetic films.“ J. Appl. Phys. 30 (1959), 54 S—55 S.
- [28] E. E. Bittmann: „Thin film memories.“ IRE Transaction on Electronic Computers EC—8 (1959), 92—97.
- [29] M. H. Seavey and P. E. Tannenwald: „Ferromagnetic resonance in ultra-thin films.“ J. Appl. Phys. 29 (1958), 292—293.
- [30] H. S. Sommers, Jr.: „Tunnel diodes as high-frequency devices.“ Proc. IRE 47 (1959), 1201—1206.
- [31] J. M. Early: „Structure-determined gain-band product of junction triode transistors.“ Proc. IRE 46 (1958), 1924—1927.
- [32] I. W. Wolf, H. W. Katz and A. E. Brain: „Magnetic properties of electrodeposited thin films.“ 1959 Electronic Components Conference, Philadelphia, Pa., May 6—8, 1959.
- [33] R. F. Soohoo: „Paramagnetic excitation in Permalloy films.“ Quarterly progress report, Solid state research, Lincoln laboratory (April 15, 1959), 67—70.
- [34] H. Billing and A. Rüdiger: „Das Parametron verspricht neue Möglichkeiten im Rechenmaschinenbau.“ Elektronische Rechenanlagen 1 (1959), 119—126.
- [35] H. J. Williams, R. C. Sherwood, F. O. Foster and E. M. Kelley: „Magnetic writing on MnBi.“ J. Appl. Phys. 28 (1957), 1181—1184.
- [36] L. Mayer: „Electron mirror microscopy of magnetic domains.“ J. App. Phys. 28 (1957), 975—983.

Elektronische Rechenanlagen 1 (1959) H. 4, S. 172—175

Schluß von S. 118

4. Aus der bisherigen Technik

Im folgenden soll an einigen Beispielen gezeigt werden, daß die Behauptung, Automaten könnten nur vorbedachte Befehle (allerdings sehr schnell und zuverlässig) ausführen, schon beim heutigen Stand der Technik unhaltbar ist. Es gibt schon heute Beispiele von Automaten, welchen eigentlich nur die Aufgabe gestellt wird und die selbst die hierzu erforderlichen Maßnahmen finden.

4.1 Regelungstechnik

In Bild 8 ist ein einfacher Regelkreis und ein Modellregelkreis [69] dargestellt. Der einfache Regelkreis sucht sich selbst den Wert der Stellgröße  $y$ , welche die Abweichung  $x = w$  zu einem Minimum macht. Beim Modellregelkreis wird die günstigste Stellgröße  $y$  in einem internen Modell ermittelt. Die Analogie zu den Blockschaltbildern 1 b und 1 c ist deutlich. In der Regelungstechnik sind selbststellende Systeme [70, 71, 72] bemerkenswerte Beispiele lernernder Systeme.

4.2 Automatische Fernsprechvermittlungstechnik

In der Technik automatischer Fernsprechvermittlungen kann aus ökonomischen Gründen nicht jeder Teilnehmer

mit jedem durch eine Leitung verbunden werden. Besteht beispielsweise das Fernsprechnetze einer Stadt aus 2 Teilämtern mit je 1000 Teilnehmern, so können diese Teilämter mit 100 Leitungen verbunden sein. Wählt ein Teilnehmer im einen Teilamt einen Teilnehmer im anderen Teilamt, so wird er über irgendeine der hundert Leitungen mit ihm verbunden. Über welche, kann selbst der Konstrukteur des Vermittlungsautomaten nicht voraussagen, dies hängt vom bisherigen Verkehrsablauf anderer Teilnehmer in sehr komplizierter Weise ab.

4.3 Sprungbefehle programmgesteuerter Rechenautomaten

In Abschnitt 1 wurde — mit Vorbehalt — gesagt, daß normale Rechenautomaten nur vorbedachte Befehle ausführen. Sprungbefehle machen hiervon eine Ausnahme!

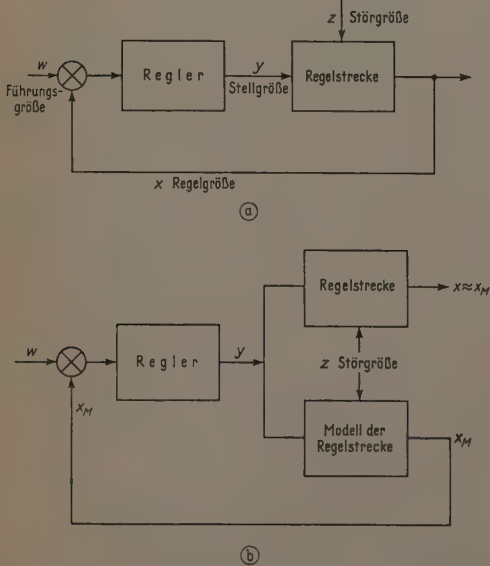


Bild 8. Einfacher Regelkreis (a) und Modellregelkreis (b).

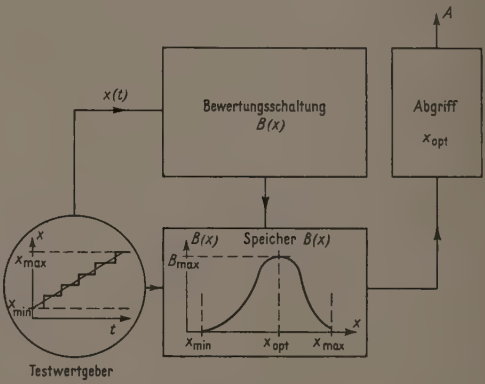


Bild 9. Eindimensionaler Optimalwertkreis.

Sprungbefehle treten im Flußdiagramm dann auf, wenn eine Folge von Programmschritten mehrmals wiederholt werden soll, z. B. bei Iterationsrechnungen. Normalerweise konvergieren die in den verschiedenen Durchläufen erhaltenen Ergebnisse. Wenn der Automat feststellt, daß die Differenz zwischen zwei aufeinanderfolgenden Zwischenergebnissen kleiner als ein bestimmter Grenzwert (meist seine Rechengenauigkeit) geworden ist, dann beendet er selbständig den Iterationsprozeß, er greift also selbst in das gegebene Programm ein.

5. Systeme mit Modellstruktur

Zum theoretischen Aufbau von Systemen nach Bild 1 c möchte ich den „Optimalwertkreis“ gemäß Bild 9 vorschlagen. Er besteht (eindimensional) aus den Schaltgruppen:



- Dem Testwertgeber, welcher zeitlich nacheinander Testwerte  $x(t)$  abgibt, welche innerhalb der Grenzen  $x_{\min} < x < x_{\max}$  liegen. Die Testwerte  $x$  können digital (unstetig) oder analog (stetig) sein. Der Testwertgeber gibt keine stochastischen Signale ab, sondern systematisch eingegrenzte.
- Der Bewertungsschaltung, welche jedem Testwert  $x$  eine charakteristische Bewertungsfunktion  $B(x)$  zuordnet. Diese Bewertungsschaltung entspricht u. U. dem internen Modell von Bild 1c. Die Bewertungsschaltung kann analog oder digital aufgebaut sein.
- Einem Speicher, welcher für jeden Wert von  $x$  den in der Bewertungsschaltung gefundenen Wert  $B(x)$  speichert.
- Einem (Abgreif-)Speicher, welcher auf Grund des Inhaltes des Speichers  $B(x)$  denjenigen Wert von  $x$ , nämlich  $x_{\text{opt}}$  abgreift, welcher von der Bewertungsschaltung  $B(x)$  als günstigster Wert  $B_{\max}$  ermittelt wurde und diesen für äußere Maßnahmen zur Verfügung stellt. Falls stetige Signale vorliegen, reicht u. U. (wenn nur ein Maximum vorliegt) die Bestimmung des Wertes von  $x$  aus, für welchen  $\frac{dB}{dx} = 0$  und gleichzeitig  $\frac{d^2B}{dx^2} < 0$  ist.

Um die Funktion des eindimensionalen Optimalwertkreises gemäß Bild 9 zu erläutern, mögen zwei Beispiele herangezogen werden:

- Automatische Scharfabstimmung.** In diesem Fall kann  $x$  die Winkelstellung eines Abstimmungs-drehkondensators darstellen.  $B(x)$  entspricht den verschiedenen Empfangsspannungen. Bei einer bestimmten Einstellung des Drehkondensators  $x_{\text{opt}}$  erhält man die maximale Empfangsspannung. Diese wird abgegriffen und zur Einstellung des Empfängers verwendet.
- Der schachspielende Automat nach C. E. Shannon [51, 54].** Beidiesem gibt der Testwertgeber (digital codiert) die möglichen nächsten Schachzüge  $x$ . In der Bewertungsschaltung wird nach einem bestimmten plausiblen Bewertungssystem für jeden möglichen Zug  $x$  der eigene Nutzen bzw. gegnerische Nachteil im weiteren Spiel bestimmt. Der in diesem Sinn günstigste Zug  $x_{\text{opt}}$  wird abgegriffen und über  $A$  nach außen wirksam gemacht.

Interessantere Aspekte als der eindimensionale Optimalwertkreis bieten mehrdimensionale Optimalwertkreise. In diesen ist  $B$  eine Funktion mehrerer Variablen  $x, y, z, \dots$ . Bild 10 zeigt das Schema eines zweidimensionalen Optimalwertkreises, die Bewertungsfunktion  $B$  hängt von  $x$  und  $y$  ab. Zum leichteren Verständnis sind die beiden Umschaltkontakte  $U_1$  und  $U_2$  eingezeichnet. Die Suche nach dem optimalen Wertpaar  $x_{\text{opt}}, y_{\text{opt}}$  kann auf verschiedenen Wegen geschehen. In Bild 11 ist die Bewertungsfunktion  $B(x, y)$  als Schichtliniendiagramm im

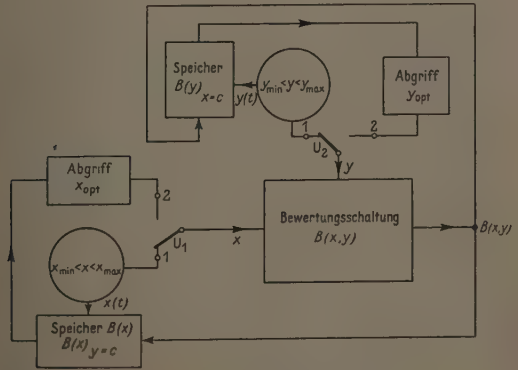


Bild 10. Zweidimensionaler Optimalwertkreis.

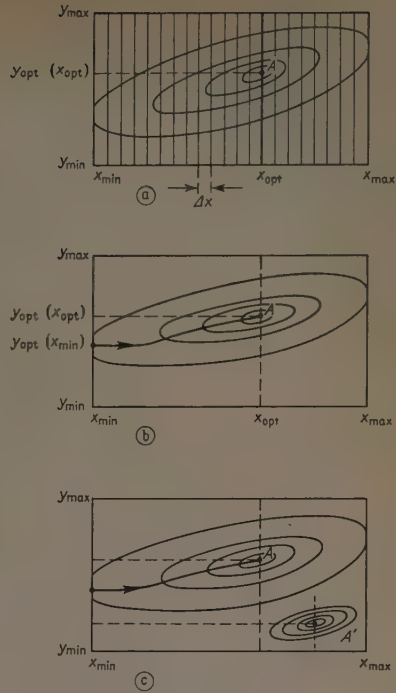


Bild 11. Zur Strategie des Optimalwertkreises.

Feld ( $x_{\min} < x < x_{\max}/y_{\min} < y < y_{\max}$ ) eingetragen. Die Strategie des Optimalwertkreises kann nun verschiedenen Prinzipien folgen:

- Beim Prinzip gemäß Bild 11a wird das ganze Feld *systematisch* nach dem optimalen Wertpaar  $(x_{\text{opt}}, y_{\text{opt}})$  abgesehen. Hierzu kann (auch bei analogen Systemen) eine Schrittweite  $\Delta x$  gewählt werden, welche erwarten läßt, daß zwischen zwei aufeinanderfolgenden Werten von  $x$  ( $x_n \rightarrow x_{n+1}$ ) keine nennenswerten Verhaltensänderungen auftreten. Dieses Verfahren ist das sicherste, aber langsamste.
- Wesentlich ökonomischer arbeitet das Prinzip gemäß Bild 11b. Bei ihm wird zunächst zum Mindestwert  $x_{\min}$  der zugehörige Optimalwert  $y_{\text{opt}}(x_{\min})$  gesucht. Von diesem Punkt ausgehend werden  $x$  und  $y$  so verändert, daß auf dem Weg des Gradienten von  $B$  ( $\text{grad } B = i \frac{\partial B}{\partial x} + j \frac{\partial B}{\partial y}$  mit  $i$  und  $j$  als Einheitsvektoren in  $x$ - und  $y$ -Richtung) der Maximalwert  $B_{\max}$  am Punkt  $A$  erreicht wird. Die Überlegenheit dieser Strategie (11b) über die obige (11a) ist um so größer, je größer die Anzahl der Koordinaten  $(x, y, z, \dots)$  ist.
- Die Strategie (11b) hat einen entscheidenden Nachteil, der mit Bild 11c erläutert und behoben werden soll. Hat nämlich  $B(x, y)$  mehr als einen Maximalwert, z. B. zwei entsprechend den Punkten  $A$  und  $A'$ , so wird mit Strategie (11b) nur ein einziger gefunden. Ist beispielsweise die Bewertungsfunktion für  $A'$  größer als diejenige für  $A$ , so ergibt sich unter den Annahmen des Bildes 11c die weniger günstige als Lösung. Um solche Fehler zu vermeiden, kann man entweder auf die langsame, aber sichere Strategie gemäß Bild 11a zurückgehen oder — noch besser — zwar die Strategie 11b beibehalten, aber zusätzlich in wenigen Stichproben das ganze Feld absuchen, beispielsweise, indem beim Prinzip 11a in sehr groben

Stufen  $A \neq$  vorgegangen wird. Auch bei diesem Absuchen in Stichproben dürfte Systematik zweckmäßiger als Zufallsproben sein.

In Abschnitt 1 wurde von einem internen Modell der Außenwelt (Simulator) gesprochen, in Abschnitt 5 entspricht diesem eine Bewertungsschaltung. Die Übereinstimmung zwischen Modell bzw. Bewertungsschaltung und Außenwelt kann u. U. sehr lose sein, lediglich in der Beurteilung der möglichen Maßnahmen  $x$  muß Übereinstimmung herrschen. Dies soll an einem Beispiel veranschaulicht werden: Das Verhalten von Reaktanzvierpolen kann durch die zugeordneten Pole und Nullstellen der Übertragungsfunktion eindeutig beschrieben werden. Bei vielen Untersuchungen ist es angenehmer, mit diesen Polen und Nullstellen zu operieren als direkt mit den Schaltelementen der wirklichen Schaltung. Möchte man beispielsweise einen Reaktanzvierpol vorgeschriebenen Dämpfungsverlaufes in einer Schaltung gemäß Bild 1c aufsuchen, so kann durch eine Anzahl von Testwertgebern die Lage der Pole und Nullstellen in einem Potentialfeld so lange verändert werden, bis der Dämpfungsverlauf das Toleranzschema erfüllt.

Die bisherigen Überlegungen, besonders im Zusammenhang mit der Strategie des Optimalwertkreises (Bild 11b und 11c) schienen auf analoge Systeme beschränkt. Digitale Systeme erlauben jedoch Strategien, die mindestens ebenso wirksam sind. Das wichtigste Hilfsmittel ist eine zweckmäßige Klassifikation [79, 91]. Liegt dem System eine solche zugrunde, dann kann aus den verschiedenen Gruppen der Klassifikation jeweils ein typisches Beispiel herausgegriffen werden, welches repräsentative Aussagen für die ganze Gruppe machen kann. Ebenso wie bei den Analogsystemen (Bild 11b) ist auch hier der Vorteil einer zweckmäßigen Strategie um so größer, je größer die Zahl der Dimensionen ist, nach denen die angebotenen Informationen geordnet sind.

## 6. Lernende Automaten

Der Übergang vom Schema 1c zum Schema 1d ist unter sinngemäßer Verwendung zweier (oder mehrerer) Optimalwertkreise (Bild 9) möglich. Bisher war angenommen, daß die Bewertungsschaltung (Modell der Außenwelt, Simulator) vom Konstrukteur eingestellt worden sei. Bei lernen-

den Systemen wird der Bewertungskreis auf Grund der Erfahrung verbessert. In Bild 12 ist unten der erste Optimalwertkreis dargestellt. Seine Funktion ist in Abschnitt 5 erläutert. Die Eigenschaften der Bewertungsschaltung  $B(x)$  werden durch die Signale  $\xi$  bzw.  $\xi_{opt}$  verändert. (Die Eigenschaften einer Schaltung können durch Signale leicht verändert werden. Zum Beispiel können in digitaler Technik die Einstellungen von Relais oder Flipflopschaltungen durch elektrische Impulse verändert werden, in analoger Technik können durch Ströme und Spannungen die Eigenschaften nichtlinearer Schaltelemente verändert werden usw.) Der zweite Optimalwertkreis hat folgende Teile:

- a) Ein Testwertgeber  $\xi$ , der die Schaltung  $B(x)$  zu verschiedenem Verhalten veranlassen kann.
- b) Eine Modellbewertung  $M(\xi)$ , welche den Unterschied zwischen dem Verhalten der Außenwelt zwischen den Punkten  $A$  und  $E$  und dem Verhalten des Modells zwischen  $A'$  und  $E'$  feststellt:  $M(\xi) = V(AE) - V(A'E')$ . Der zweite Optimalwertkreis enthält somit als wesentlichen Bestandteil die Außenwelt.
- c) Ein Speicher  $M(\xi)$ , welcher für jeden Einstellbefehl  $\xi$  den Modellfehler  $M(\xi)$  speichert (Erfahrungsspeicher)
- d) Ein Abgriff, welcher den Optimalwert  $\xi_{opt}$  festhält, bei welchem  $M(\xi)$  ein Minimum wird.

Für die Strategie des 2. Optimalwertkreises gelten dieselben Überlegungen wie für diejenigen des ersten. Selbstverständlich muß der 2. OK langsamer als der 1. OK arbeiten, da seine Modellbewertung von erfolgten Durchläufen des 1. OK abhängig ist.

Wenn der Testwertgeber  $\xi$  „sinnlos“ vorgeht, reagiert das lernende System anfänglich u. U. ganz falsch (ähnlich System 1b). Durch Schaden wird es klug. Um diesen klein zu halten, kann in den Abgriff  $\xi_{opt}$  eine vernünftige Annäherung an die optimale Einstellung eingespeichert werden. Die weitere Verbesserung des Wertes  $\xi$  ist dann möglich z. B. durch differentielle Änderung von  $\xi$  (bei Analogsystemen) oder bei kurzfristiger Zulassung des Risikos schädlicher Einstellungen. Nur wenn bei diesen Versuchen sich ein besserer Wert von  $\xi_{opt}$  ermitteln läßt, wird er fixiert. Die Lernzeit (bis zum Erreichen des optimalen Verhaltens) wird offensichtlich durch den Umfang der mitgegebenen Kenntnisse über die Außenwelt stark beeinflußt.

Im Speicher  $M(\xi)$  kann außer dem Wert  $M(\xi)$  auch noch gespeichert werden, durch wie viele Versuche mit der Außenwelt  $M(\xi)$  ermittelt wurde (Verlässlichkeit der Erfahrung) oder aber bei welchen Werten von  $x$  das betreffende  $\xi$  beurteilt wurde (Gültigkeitsbereich der Erfahrung). Dort, wo die Erfahrung zuverlässig und in ihrer Gültigkeit gesichert ist, kann das Lernsystem rasche Aktionen in der Außenwelt starten. Dort, wo die Erfahrung dünn ist, muß das Lernsystem langsam vorgehen und aufmerksam die Reaktionen der Außenwelt beobachten, um gegebenenfalls rasch das Verhalten zu ändern. Dieses Spiel erinnert an das Verhalten von Menschen, manche Dinge gewandt, andere zögernd auszuführen.

Auf den 2. OK kann u. U. noch ein 3. OK aufgesetzt werden. Dieser kann Eigenschaften des 2. OK optimal einstellen, z. B. die Strategie des 2. OK oder die Zeitdauer, nach der eine gespeicherte Erfahrung wieder gelöscht wird u. ä.

Gewaltige Steigerungen der Möglichkeiten ergeben sich dann, wenn durch übergeordnete Optimalwertkreise die Art der Zusammenschaltung untergeordneter Optimalwertkreise auf günstigstes Verhalten hin vorgenommen wird und eine ganze Hierarchie von Optimalwertkreisen das Gesamtverhalten bestimmt. Zusammen mit der Möglichkeit der Selbstreproduktion solcher Schaltungen [30] ergeben sich dann Verhaltens- und Wachstumsformen, welche an organische Systeme erinnern.

## 7. Anwendungen

Lernende Systeme wurden bisher hauptsächlich durch mehr oder weniger kuriose Modelle bekannt, z. B.

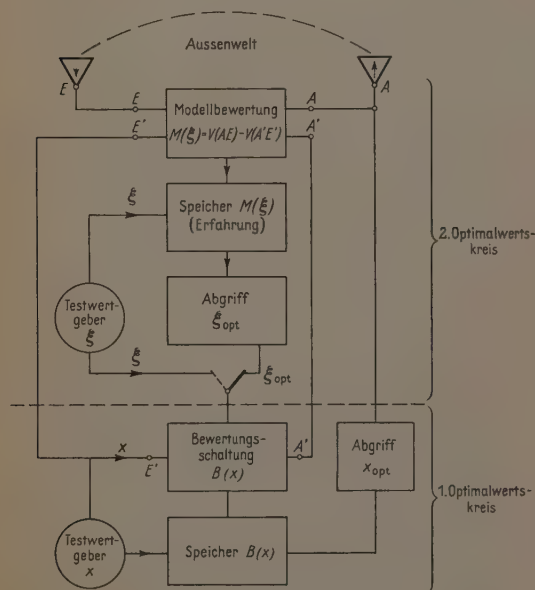


Bild 12. Schema eines lernenden Systems.



C. E. Shannons „Maus“ (durchläuft Irrgarten) [73],  
 N. Wiener's „Motte und Wanze“ [74],  
 W. Gray Walters CORA (Conditioned Reflex Analogue) [34],  
 W. Gray Walters „Schildkröte“ (Machine docilis) [34, 73],  
 H. Zemanek/E. Eichlers „Künstliche Schildkröte“ [88],  
 A. H. Bruinsmas „Hund“ [75].

Bei der bekannten Dynamik technischer Entwicklungsarbeit ist jedoch zu erwarten, daß die lernenden Systeme die Spielzeugphase rasch verlassen und in wenigen Jahren nützlichen Zwecken dienen werden. Die Grenzen liegen vorläufig in der zu kleinen Speicherkapazität, die technisch zur Verfügung steht (siehe Abschnitt 3).

Vorteile der Automaten über Menschen sind:

Automaten sind schneller von Begriff, erinnern sich u. U. schneller, kombinieren rascher und irrtumsfreier und sind nicht voreingenommen.

*Frage:* Wann ist es zweckmäßig, nicht starr programmierte Automaten einzusetzen (Schema 1a), sondern lernende Systeme?

*Antwort:* Wenn die mathematischen, physikalischen, sozialen usw. Gesetze oder Parameter des Problems nicht bekannt sind oder sie zu allzu schwierigen Programmen führen und das System die Möglichkeit hat, seine Leistungen durch Kommunikation mit der Außenwelt zu verbessern. (In singulären Situationen sind Lernsysteme wertlos.)

Beispiele für mögliche Anwendungen von Lernsystemen sind:

- Steuerung physikalischer Systeme, z. B. Produktionsprozesse auf optimalen Wirkungsgrad [7, 2].
- Verkehrssteuerung unter bester Ausnutzung der unvorhersehbaren Verkehrsflüsse [7].
- Wettervorhersage [7].
- Manipulation logischer Beziehungen, um mathematische Gesetzmäßigkeiten aufzufinden [7, 36, 37, 38, 39].
- Erkennung (gesprochener) Sprache [62]. Die Anpassung an die individuellen Eigenschaften des Sprechers kann vermutlich nur als Lernprozeß verwirklicht werden.
- Sprachübersetzung [7]. Die Grundregeln werden einprogrammiert, weitere Verbesserung durch Erfahrung [77].
- Erkennung von Handschrift [61].
- Lehrfähigkeit abgestimmt auf die Fortschritte der Lernenden. Ein Beispiel hierfür ist die Ausbildung von Kartenlochern [7] mit dem System von Solartron, bei welcher die Schwierigkeit der Aufgaben entsprechend den Fortschritten der Schüler gesteigert werden.

## 8. Grenzen

Die Behauptung, Automaten könnten nicht mehr leisten, als die von Menschen vorbedachten Kommandos ausführen, ist m. E. unrichtig. Damit erhebt sich die Frage nach den wirklichen Grenzen der künstlichen Intelligenz, vor allem, wenn einst die technischen Speicher eine wesentlich größere Kapazität haben werden. Man kann hierauf die Antwort geben: Bereiche der Außenwelt, welche einer exakten Beschreibung zugänglich sind und von kausalen Zusammenhängen beherrscht werden, kurz gesagt, die rationalen Bereiche, sind der künstlichen Intelligenz zugänglich. Diesen „rationalen“ Bereichen (z. B. Mathematik, Physik, Volkswirtschaft usw.) werden „irrationale“ Bereiche gegenübergestellt, zu denen beispielsweise ästhetische oder moralische Vorgänge gehören. Die Frage nach den wirklichen Grenzen der künstlichen Intelligenz ist somit verwandelt in die Frage, was rational behandelt werden kann. Vermutlich ist sehr viel mehr einer rationalen Analyse zugänglich, als gemeinhin angenommen wird. Man sollte die Grenze des

„Ignoramus et ignorabimus“ (Wir wissen es nicht und wir werden es nicht wissen, *Du Bois-Reymond*) nicht schon dort annehmen, wo mangels Forschungserfolg noch keine Antwort bereitliegt.

Vermutlich können auch noch viele andere Begriffe, die man heute — mehr aus Bequemlichkeit denn aus klarer Einsicht — der „irrationalen“ Sphäre zuordnet, rational behandelt werden. Zu dieser geisteswissenschaftlich so außerordentlich wichtigen Frage sei hier in dieser technischen Abhandlung nur auf drei Zitate hingewiesen:

*Kant* (Kategorischer Imperativ):

„Handle so, daß die Maxime deines Willens jederzeit zugleich als Prinzip einer allgemeinen Gesetzgebung dienen könnte.“

Kritik der praktischen Vernunft, 1788, § 7.

(Damit wird die Moral auf eine geradezu programmierbare Basis gestellt, siehe auch [92]).

*Nietzsche* (Aus der Zeit des Zarathustra 1882 bis 1885):

„Ursprünglich sind alle moralischen Urteile über Mittel zu Zwecken. Aber man vergaß allmählich die Zwecke und ‚gut‘ und ‚schlecht‘ blieb übrig — als ob es an sich etwas Gutes geben könnte.“

*Ortega y Gasset* (Der Mensch und die Leute):

„Mein ganzes Werk ist seit meinen ersten stammelnden Versuchen ein Kampf gegen diese Haltung, die ich vor vielen Jahren ‚Kulturseligkeit‘ nannte. Ich nannte sie so, weil in ihr die Kultur und das Denken sich als etwas darstellen, das sich aus sich selbst rechtfertigt, das heißt keiner Rechtfertigung bedarf, sondern aus seinem eigenen Wesen wertvoll ist . . .“

Unterstellt man, daß Speicher mit unbegrenzter Kapazität zur Verfügung stünden, so ist immer noch die Frage offen, ob Automaten entstehen könnten, die „intelligenter“ als Menschen sein können. Die „Intelligenz“ gehört nun leider zu den Begriffen, deren Definition bisher recht unklar ist. M. E. sind die Funktionen, denen eine Definition der „Intelligenz“ gerecht werden muß:

- Testwertgeber, welche eine große Mannigfaltigkeit möglicher Informationen anbieten, große Mannigfaltigkeit vor allem in vielen Dimensionen. (Diese Funktion erinnert an die Phantasie.)
- Eine hohe Verknüpfungskapazität der Bewertungsschaltung (Verknüpfungskapazität ist die maximale Zahl der logischen Verknüpfungen pro Zeiteinheit [44].
- Große Speicher mit kurzer Zugriffszeit.
- Zweckmäßige Strategie bei der Verarbeitung (Klassifikation) neuer Erfahrungen.

Es erscheint zweckmäßig, die Leistungen b und c auf die Zeiteinheit zu beziehen, auch wenn dies in der Psychologie nicht üblich ist.

Solange man sich auf Automaten beschränkt, welche vom Menschen programmiert werden, kann man zwar in der Funktion b (Verknüpfungskapazität) später vielleicht auch in der Funktion c (Speicherzugriffszeit) die Leistungen des Menschen übertreffen, nicht jedoch in den Funktionen a und d. (Bei sehr komplizierten Programmen tritt die menschliche Intelligenz als Begrenzung auf.)

Wenn man den Automaten jedoch die Möglichkeit gibt, durch direkte Kommunikation mit der Außenwelt ihre „Intelligenz“ zu verbessern, dann ist kein Grund mehr einzusehen, weshalb sie gerade auf das Niveau des Menschen beschränkt sein sollen. Sie haben dann Menschen gegenüber den Vorteil, nicht deren biologischen Beschränkungen (Ermüdung, Alter) unterworfen zu sein.

Diese Auffassung zu äußern ist etwas gefährlich, einerseits weil sie zu Mißdeutungen reizt (auch zu politischen Mißdeutungen) und andererseits, weil sie vorläufig durch keine „harten“ Argumente unterbaut werden kann. Sie ist jedoch die einzig angemessene Basis für Forschungen auf diesem Gebiet (Probieren wir es einmal!).

# Sequentielle Formelübersetzung

## Sequential Formula Translation

von K. SAMELSON und F. L. BAUER

Universität Mainz

Elektronische Rechenanlagen 1 (1959), H. 4, S. 176—182  
Manuskripteingang: 9. 9. 1959

*Die Syntax einer Formelsprache wie ALGOL läßt sich als Folge von Zuständen beschreiben, die durch ein Keller genanntes Element angezeigt werden. Die Übergänge werden gesteuert durch zulässige Zustand-Zeichen-Paare, die sich in Form einer Übergangsmatrix darstellen lassen. Diese Beschreibung liefert gleichzeitig eine äußerst einfache Vorschrift zur Übersetzung der Anweisungen der Formelsprache in Maschinenprogramme. Lediglich Optimisierungsprozesse wie die rekursive Adressenfortschaltung entziehen sich der sequentiellen Behandlung.*

*The syntax of an algorithmic language such as ALGOL is conveniently described as a sequence of states indicated by an element called cellar. Transitions are controlled by admissible state-symbol pairings which may be represented by a transition matrix. This description at the same time furnishes an extremely simple rule for translating statements of the algorithmic language into machine programs. Sequential treatment, however, is not feasible in the case of optimizing processes such as recursive address calculation.*

### Verwendete Zeichen

Es gelten alle Bezeichnungen von [12], Elektronische Rechenanlagen 1 (1959), 72. Darüber hinaus oder abweichend sind verwendet:

Symbol  $\chi \sim I, N, 'go to'$  etc.

Zeichen  $\alpha \sim + - \times / ( )$

Ergibtzeichen  $\Rightarrow$

Adresse von  $z \rightarrow z(\varphi)$

Inhalt einer Speicherzelle  $\langle \varphi \rangle$   
mit der Adresse  $\varphi$

AC Inhalt des Akkumulators

$\approx$  Ende des Ausdrucks

$\eta$  Inhalt der Zahlkelleradresse

$\varphi$  Adresse

$\Phi$  Adressenkeller

$\emptyset$  Leersymbol beim Keller

$h$  Zählerstand des Zahlkellers

$H$  Zahlkeller

$K$  Befehlsfolge

$\Pi$  Programm

$s$  Nummer des Kellersymbols

$\sigma$  Kellersymbol

$\Sigma$  Symbolkeller

### 1. Einleitung, Grund und Entwicklung der Formelübersetzung

Die schnelle Entwicklung des Baues programmgesteuerter Rechenanlagen in den letzten zehn Jahren hat dazu geführt, daß heute eine beträchtliche Anzahl verschiedener Automaten typen hergestellt wird. Alle diese Maschinentypen haben jedoch, trotz großer Unterschiede in Konstruktion und Befehlscode, zwei Charakteristika gemeinsam, die nach allgemeiner (möglicherweise nicht vorurteilsfreier) Ansicht technisch bedingt sind, nämlich

1. den in eine eindimensionale Folge von Worten fester Zeichenlänge zerlegten Speicher (Arbeitsspeicher),
2. Das entsprechend in eine Folge fester unabhängiger Elemente (der Befehle) zerlegte Programm, das von der Steuerung Befehl für Befehl abgearbeitet wird. Dies bedeutet, daß die einem ins Steuerwerk gelangenden Maschinenbefehl zukommende Operation unabhängig ist von der Befehlsvorgeschichte.

Diese beiden Merkmale stellen sich dem Benutzer der Rechanlage, also dem Programmhersteller, als Hindernisse entgegen, insofern sie verantwortlich sind für die bekannte Unbequemlichkeit und Irrtumsanfälligkeit des Programmierens in Maschinencode. Denn sie erfordern das Operieren mit Adressen und bedingen darüber hinaus eine völlige Atomisierung des Programms. Es ist wichtig festzustellen, daß dieser Zwang unnatürlich ist: ein Problem irgendwelcher Art, das von einer Rechanlage behandelt werden soll, entsteht in der gedanklichen Konzeption zunächst meist als Ablaufschema für gewisse größere Operationseinheiten, die durch ihren Zweck umrissen und mehr oder weniger vage durch die dem Problemkreis eigentümlichen Bezeichnungen angegeben werden. Die Ausgestaltung des Problems führt zu einer operativen Fixierung, die in möglichst rationaler Form unter Benutzung gebräuchlicher Notation geschieht, vornehmlich unter Heranziehung mathematischer Formeln und verbaler Erläuterungen. Eine Atomisierung in kleinste Einzeloperationen ist ökonomisch hinsichtlich der darauf zu verwendenden Zeit und des erforderlichen Platzes, vor allem führt sie zur Unübersichtlichkeit. Die Hinzunahme der Adressen als völlig künstlicher Elemente wiegt noch schwerer, sie erfordert umfangreiche Buchführung und überdies in rekursiven Prozessen Adressenberechnungen, die sich der eigentlichen Aufgabe überlagern. Die Verhältnisse werden geradezu paradox bei gewissen Grundaufgaben der Numerischen Mathematik: ein generell brauchbares Programm zur Lösung eines linearen Gleichungssystems enthält etwa hundert einzelne Befehle, unter denen ein einziger Additions- und ein einziger Multiplikationsbefehl der eigentlichen Aufgabe dienen. Insbesondere die mit der Einführung der Adressen verbundenen Arbeitsgänge sind weitgehend routinemäßiger Natur, und man hat daher schon frühzeitig versucht, sie wenigstens teilweise dem Rechenautomaten selbst zuzuschieben, der dabei als reiner Codeumsetzer arbeitet [1], [8], [9].

Gewisse Erleichterungen verschaffte man sich ferner durch den Gebrauch vorgefertigter Bibliotheksprogramme für standardisierte Operationseinheiten, die, mit Codeworten bezeichnet, ebenfalls vom Rechenautomaten direkt aufgerufen, d. h. in den Ablauf eingeordnet werden. Derart aufgebaute Programmierungssysteme waren ab 1954 in allgemeinem Gebrauch, wobei das Programm, das die Routinearbeiten der Programmierung („automatische Programmierung“) erledigte, als Compiler bezeichnet wurde [10]. Daß man sich bei numerischen Aufgaben eine effektive Lösung des Problems der Programmierung erst erhoffen kann, wenn man bei der automatischen Programmfertigung von den in konventioneller Schreibweise geschriebe-



nen Formeln ausgeht und alle weiteren Phasen dem Automaten überläßt, hat schon 1951 *Rutishauser* [4] erkannt. Sein Verwirklichungsvorschlag [5] sowie die daran anknüpfende Arbeit von *Böhm* [14] blieb jedoch unbeachtet, und erst 1955 wurden mit PACT [3] und FORTRAN [2] die ersten Programmierungssysteme mit Formelübersetzungscharakter aufgebaut, ohne daß jedoch etwas über die dabei verwendeten Methoden publiziert worden wäre. Etwa gleichzeitig begannen in Kenntnis der Rutishauserschen Ergebnisse ähnliche Überlegungen am Rechenzentrum der TH München, wobei die Entwicklung solcher Übersetzungsmethoden im Vordergrund stand, die auch für Anlagen von wesentlich geringerem Umfang und Leistungsfähigkeit als etwa der IBM 704 anwendbar sein sollten. Zu diesem Zwecke wurde, auf unabhängigen Vorarbeiten basierend [6], [13], eine sequentielle Übersetzungstechnik entwickelt. Die Arbeiten wurden seit 1957 im Rahmen der heutigen Arbeitsgruppe Zürich—München—Mainz—Darmstadt (ZMMD) fortgesetzt.

Inzwischen hatte sich jedoch eine prinzipielle Verschiebung der Standpunkte angebahnt: die herkömmlichen Programmierungssysteme waren noch vom Maschinencode als dem Ziel der Übersetzung her aufgebaut, und die Übersetzung selbst war schrittweise aus einer Übertragung der bisher von Menschen geleisteten Routinearbeit auf die Rechenanlage entstanden, wobei die Sprache des jeweiligen Programmierungssystems von der Struktur der Rechenanlage her immer weniger bestimmt war. Mit der Beherrschung der Technik des Übersetzungsvorganges gewann man nun auch Freiheit in der Wahl der Programmierungssprache, und die Aufstellung einer möglichst bequem handzuhabenden, übersichtlichen, selbstverständlichen Sprache trat als Aufgabe hervor, die gelöst werden mußte, bevor die Übersetzer selbst programmiert werden konnten. Insbesondere entstand die verlockende Möglichkeit, für verschiedene Rechenanlagen, zunächst innerhalb der ZMMD-Gruppe, dieselbe Programmierungssprache zu verwenden. Die Entwicklung führte 1958 zum Vorschlag einer algorithmischen Formelsprache (ALGOL) durch ein gemeinsames ACM-GAMM-Komitee [11], [12]. In der Zwischenzeit wurde, nunmehr auf der Basis von ALGOL, die Struktur des Formelübersetzers der ZMMD-Gruppe einheitlich festgelegt und mit der Codierung für die Rechenanlagen der beteiligten Institute (ERMETH, PERM, Z 22, SIEMENS) sowie für die Rechenanlagen einiger befreundeter Institute in Deutschland, USA, Österreich und Dänemark nach diesem ALCOR (ALGOL Converter) genannten System begonnen.

Da somit dieses Projekt seiner Vervollendung entgegengeht, erscheint es an der Zeit, einen Überblick über die ihm zugrunde liegenden Prinzipien der sequentiellen Übersetzung zu geben, die sowohl von dem ursprünglichen Rutishauserschen Vorschlag [5] als auch von den kürzlich veröffentlichten Methoden des FORTRAN-Systems [7] wesentlich abweichen<sup>1)</sup>. Ausführliche Strukturpläne, die das ganze Formelübersetzungsprogramm in detaillierter Form ohne Bezugnahme auf eine spezielle Maschine beschreiben, wurden im Institut für Angewandte Mathematik der Universität Mainz in reproduktionsfähiger Form gebracht; sie bilden die Grundlage der oben erwähnten Zusammenarbeit der ALCOR-Familie.

## 2. Sequentielle Übersetzung und das Kellersymbolprinzip

Die in einer Formelsprache wie ALGOL niedergeschriebenen Anweisungen sind eine Folge von Symbolen, die sich ihrerseits aus einem oder mehreren Charakteren zusammensetzen. Da der Aufbau von Symbolen aus Charakteren jedoch trivial (es handelt sich stets um lückenlose, eindeutig abgegrenzte Folgen) und bis zu einem gewissen Grade von technischen Gegebenheiten wie dem verwendeten Schreibgerät abhängig ist, werden wir im folgenden den Unter-

schied zwischen Symbolen und Charakteren unterdrücken und jedes Symbol  $\chi$  als Einheit betrachten. Dies gilt insbesondere für Identifier  $I$ , Zahlen  $N$  und verbal definierte Begrenzer wie 'go to', 'if' usw.

Die Folge von Symbolen  $\chi$  des Formelprogramms stellt nun (mit der üblichen Interpretation der Symbole) eine Arbeitsvorschrift dar. Dabei ist es jedoch nicht möglich, die Symbole in der angegebenen Reihenfolge in orthodoxe Maschinenoperationen zu übersetzen. Vielmehr erzwingen bereits bestimmte arithmetische Symbole, die Klammern  $()$ , und Vorrangregeln  $(\times \text{ vor } +)$  eine von der Symbolanordnung abweichende Reihenfolge der Operationen. So heißt  $a \times b + c \times d$ : multipliziere  $a$  mit  $b$ , multipliziere  $c$  mit  $d$ , addiere die Produkte, während die sequentielle Auswertung ergeben würde: multipliziere  $a$  mit  $b$ , addiere dazu  $c$  und multipliziere das Resultat mit  $d$ .

Es ist also bei der Abarbeitung des Formelprogramms ständig notwendig, gelesene Symbole als nicht auswertbar zu übergehen und in einem späteren, von der weiteren Symbolfolge abhängigen Zeitpunkt wiederzufinden und auszuwerten. *Rutishauser* hat mit dem „Klammergebirge“ die grundsätzliche Lösung angegeben. Die von ihm vorgeschlagene Ausführung, durch Vorwärts- und Rückwärtslesen die ausführbare Operation einzukreisen, ist aber unbequem und (unnötig) zeitraubend. Daran ändert sich auch nicht viel, wenn man *Rutishausers* Methode dahingehend variiert, daß man bereits lokale Gipfel abarbeitet. Das Problem, die beim ersten Erscheinen als nicht auswertbar übergangene Information im richtigen Augenblick wieder greifbar zu haben, läßt sich aber mit Hilfe eines als Kellierung bezeichneten Prinzips weitgehend vereinfachen, das immer anwendbar ist, wenn die Struktur der Symbolfolge klammerartigen Charakter hat. Das soll heißen, daß zwei verschiedene Paare  $A, A'$  und  $B, B'$  zusammengehöriger Elemente sich nur umfassen, aber nicht gegenseitig trennen können, daß also nur Anordnungen  $ABB'A'$  und nicht  $ABA'B'$  vorkommen.

Das Prinzip besagt: Man setze alle nicht sofort auswertbaren Informationen in der Reihenfolge des Einlaufens in einem besonderen Speicher, dem „Symbolkeller“, ab, in dem jeweils nur das zuletzt abgesetzte, im obersten Geschloß befindliche Element interessiert und damit unmittelbar zugänglich zu sein braucht. Jedes neu gelesene Symbol wird mit dem obersten Kellersymbol verglichen. Die beiden Symbole in Konjunktion legen fest, ob das Kellersymbol in eine Operation umgesetzt werden kann, worauf es aus dem Keller entfernt wird. Je nach den Umständen wird der Vergleich mit dem nunmehr obersten Symbol des Kellers wiederholt und schließlich gegebenenfalls ein neues Zustandssymbol im Keller abgesetzt.

In der Sprechweise der Theorie der Automaten kann das Prinzip so formuliert werden: Durch die gesamte Besetzung des Kellers wird ein Zustand (des Übersetzungsvorgangs) definiert, der effektiv in jedem Augenblick nur von dem obersten Kellerzeichen abhängt, und neu gelesene Information plus Zustand bestimmen die Aktionen des Übersetzers, die aus der Abgabe von Zeichen, nämlich von Operationsanweisungen für das erzeugte Programm und der Festlegung eines neuen Zustands bestehen. Das Wesentliche ist aber die durch die Besetzung des Kellers induzierte latente Zustandsstruktur.

## 3. Auswertung einfacher arithmetischer Ausdrücke

Den wichtigsten Fall der Symbolfolgen mit Klammerstruktur stellen die arithmetischen Ausdrücke dar, deren Behandlung wir daher als Beispiel ausführlich besprechen wollen. Um aber den prinzipiellen Sachverhalt nicht mit relativ unwichtigen Details zu belasten, werden wir einige Vereinfachungen vornehmen.

Diese betreffen einmal die zulässigen Symbole. Wir werden Funktionen  $I(P, \dots, P)$  und indizierte Variable  $I[E, \dots, E]$  vorläufig ausschließen und die Additionssymbole  $\pm$  nur als zweistellige Operation  $(a \pm b)$  und nicht als einstellige  $(\pm a)$  zulassen.

<sup>1)</sup> Einzelne Züge des Systems finden sich bereits in der erwähnten Arbeit von *Böhm* [14], der jedoch starke Einschränkungen hinsichtlich der zulässigen Notation macht.

Weiter werden wir zur Erläuterung hinsichtlich der Rechengrößen selbst unterstellen, daß dem Rechenwerk der Maschine, für die das Programm hergestellt werden soll, ein Schnellspeicher begrenzter Kapazität zur Verfügung steht, dessen Zugriffszeit vernachlässigbar ist gegenüber der Zugriffszeit des Arbeitsspeichers, so daß für alle Zahlen, die zur Verarbeitung dem Rechenwerk zur Verfügung gestellt werden sollen, ein vorübergehendes Absetzen im Schnellspeicher keine Verzögerung des Ablaufs des Resultatprogramms bedeutet.

Dieser Schnellspeicher habe nun dieselbe Kellerstruktur wie der Symbolkeller, d. h., seine Plätze werden sukzessive belegt, und die jeweils zuletzt abgespeicherte (gekellerte) Zahl ist als erste abrufbar. Der Speicher werde deshalb als Zahlkeller  $H$  bezeichnet.

Jeder unter den gemachten Voraussetzungen in einem Ausdruck auftretende Identifier stellt eine Variable dar, d. h. den Decknamen für eine Zahl, und ist somit eine symbolische Adresse, die von dem Übersetzer in irgendeiner Weise auf eine echte Speicheradresse abgebildet wird, wie dies schon von allen mit symbolischen Adressen arbeitenden Compilern getan wird<sup>2)</sup>. Zahlen  $N$  sind, gegebenenfalls nach Konvertierung, in Zellen abzusetzen und ebenfalls durch Adressen zu ersetzen, so daß wir sie weiterhin außer Betracht lassen können.

Die Auswertung eines arithmetischen Ausdrucks mit Hilfe des Kellerungsprinzips geht nun in folgender Weise vor sich:

a) Jeder auftretende Identifier  $I$  veranlaßt die Überführung des Inhalts der entsprechenden Speicherzelle in den jeweils obersten Platz des Zahlkellers  $H$ . Das Wort „veranlaßt“ bedeutet hier, daß der Übersetzer die entsprechenden Befehle an den bereits aufgebauten Teil des zu erzeugenden Maschinenprogramms anfügt. Ein im Übersetzer enthaltener Zähler  $h$  hat den jeweils obersten Platz des Zahlkellers anzuzeigen und muß daher gleichzeitig eine Eins aufzählen. Bezeichnen wir den Speicher für das erzeugte Programm mit  $\Pi$ , die Inhalte der Plätze des Zahlkellers  $H$  mit  $\eta_h$ , wobei der Index  $h$  die Zählgröße darstellt, und die Maschinenbefehlsfolge  $I \Rightarrow \eta_h$ , die die Überführung in den Zahlkeller darstellt, mit  $K_I$ , so sind die vom Übersetzer auszuführenden Operationen:

$$I: h + 1 \Rightarrow h; K_I \Rightarrow \Pi; \text{lies } \chi$$

‘lies  $\chi$ ’ bedeutet hier, daß das nächste Zeichen  $\chi$  des Ausdrucks zu lesen ist.

b) Alle übrigen Symbole  $\alpha$ , das sind  $+$ ,  $-$ ,  $\times$ ,  $/$ ,  $($ ,  $)$ , werden beim Einlaufen mit dem jeweils obersten, als  $\sigma_s$  bezeichneten Symbol des Symbolkellers verglichen, der im Anfangszustand das Leersymbol  $\emptyset$  enthält. Jedes aus einem Kellersymbol  $\sigma_s$  und einem Formelzeichen  $\alpha$  bestehende Paar veranlaßt eine bestimmte Folge von Operationen des Übersetzers entsprechend der folgenden Liste:

$\sigma_s$	$\alpha$	
$\emptyset$	$\alpha$	$1 \Rightarrow s; \alpha \Rightarrow \sigma_s; \text{lies } \chi;$
$+-$	$+-$	$K_\sigma \Rightarrow \Pi; \alpha \Rightarrow \sigma_s; h-1 \Rightarrow h; \text{lies } \chi;$
$\times /$	$\times /$	
$($	$+-\times /$	$s+1 \Rightarrow s; \alpha \Rightarrow \sigma_s; \text{lies } \chi;$
$+-$	$\times /$	
$+-\times /$	$)$	$s-1 \Rightarrow s; \text{lies } \chi;$
$($	$)$	
$\times /$	$+-$	$K_\sigma \Rightarrow \Pi; s-1 \Rightarrow s; h-1 \Rightarrow h; \text{repetiere mit a};$
$+-\times /$	$)\alpha$	

<sup>2)</sup> Die einfachste Möglichkeit wäre etwa, die Zahl der zulässigen Identifier soweit zu beschränken, daß jedem Identifier ein fester oder wenigstens relativ zu dem erzeugten Programm fester Speicherplatz zugewiesen wird.

Die vom Übersetzer erzeugten und an den Programmspeicher  $\Pi$  abgegebenen Maschinenbefehlsfolgen  $K_\sigma$  haben dabei stets die folgende Dreiaußenform, wobei  $\sigma$  eines der vier Operationssymbole  $+$   $-$   $\times$   $/$  darstellt:

$$K_\sigma: \eta_{h-1} \sigma \eta_h \Rightarrow \eta_{h-1}.$$

Es werden also die jeweils beiden obersten Elemente des Zahlkellers  $\eta_{h-1}$  und  $\eta_h$  durch die mit  $\sigma$  bezeichnete Operation verknüpft und das Resultat als nunmehr oberstes Element  $\eta_{h-1}$  an den Zahlkeller zurückgegeben. Mit der Abgabe dieser Befehlsfolge muß daher auch der Zähler  $h$  des Zahlkellers um Eins heruntergezählt werden.

‘Repetiere mit  $\alpha$ ’ bedeutet, daß im nächsten Schritt mit dem gleichen Symbol  $\alpha$  und dem neuen  $\sigma_s$  zu arbeiten ist.

Das Ende eines Ausdrucks muß natürlich erkennbar sein. Es ist hier mit ‘ $\alpha$ ’ angedeutet und wirkt wie eine dem Anfang als öffnender Klammer zugeordnete schließende Klammer.

Die Liste von Zeichenpaaren  $\sigma_s, \alpha$  läßt sich bequem durch eine Matrix darstellen, deren Zeilen den möglichen Kellersymbolen  $\sigma_s$  und deren Spalten den Formelzeichen  $\alpha$  zuge-

$\Sigma$	$\chi (\wedge \text{ oder } I)$	$\Pi$
leer	(	$a \Rightarrow \eta_1$
(	$\times$	$b \Rightarrow \eta_2$
$(\times$	$+$	$\eta_1 \times \eta_2 \Rightarrow \eta_1$
$(\times$	$+$	$c \Rightarrow \eta_2$
$(+$	$\times$	$d \Rightarrow \eta_3$
$(+\times$	$)$	$\eta_2 \times \eta_3 \Rightarrow \eta_2$
$(+\times$	$)$	$\eta_1 + \eta_2 \Rightarrow \eta_1$
(	/	
leer	(	
/	$-$	$a \Rightarrow \eta_2$
/(\	$-$	
/(\	$-$	
/(\-	$d$	$d \Rightarrow \eta_3$
/(\-	$)$	$\eta_2 - \eta_3 \Rightarrow \eta_2$
/(\	/	
/	$+$	$\eta_1/\eta_2 \Rightarrow \eta_1$
$+$	$b$	$b \Rightarrow \eta_2$
$+$	$\times$	
$+\times$	$c$	$c \Rightarrow \eta_3$
$+\times$	$\alpha$	$\eta_2 \times \eta_3 \Rightarrow \eta_2$
$+$	$\alpha$	$\eta_1 + \eta_2 \Rightarrow \eta_1$
leer		

ordnet sind, so daß jedem Paar ein Matrixelement entspricht<sup>3)</sup>. Diese Übergangsmatrix liefert eine vollständige syntaktische und operative Beschreibung aller zulässigen arithmetischen Ausdrücke.

Anfangszustand ist stets  $s = 0$  ( $\sigma_s = \emptyset$ ) und  $h = 0$  (Zahlkeller leer), ein zulässiger Endzustand, der einem vollständigen Ausdruck entspricht, ist mit  $s = 0$  und  $h = 1$  erreicht. Der Wert eines vollständigen Ausdrucks findet sich also stets auf dem ersten Platz des Zahlkellers.

Ein einfaches Beispiel möge den Ablauf erläutern, wobei wir nur den jeweiligen Inhalt des Symbolkellers  $\Sigma$ , das neu einlaufende Zeichen  $\chi$  und das in  $\Pi$  aufgebaute Programm angeben.

$$A: (a \times b + c \times d) / (a - d) + b \times c$$

Wie man aus der obigen Tabelle sieht, ist die Reihenfolge der Operationen im entstehenden Programm durch das Formelprogramm völlig festgelegt, und

<sup>3)</sup> Bei Böhm [14], der für eine stark eingeschränkte Formelsprache bereits eine matrixartige Übersetzungsvorschrift gibt, fehlt der Symbolkeller. Böhm hat jedoch bereits die Auswertung klammerfreier Ausdrücke durch Vergleich aufeinanderfolgender Operationszeichen.



es wird kein Versuch gemacht, etwa zur Beschleunigung Umstellungen vorzunehmen. Denn die Wahl der Reihenfolge der Operationen muß völlig in der Hand des das Programm entwerfenden Mathematikers liegen. Jede Umstellung kann wegen der Ungültigkeit des assoziativen Gesetzes (wenigstens beim Rechnen mit gleitendem Komma) unerwünschte numerische Konsequenzen haben.

#### 4. Vollständige arithmetische Ausdrücke

Wir haben nun zu diskutieren, wie das oben angegebene Schema zu variieren ist, wenn wir die angegebenen Vereinfachungen fallen lassen. Betrachten wir zunächst die Behandlung der Rechengrößen:

Das angegebene Beispiel zeigt deutlich, daß eine Anzahl unnötiger Umspeicherungen vorgenommen wird. Tatsächlich sind alle Operationen  $I \Rightarrow \eta_h$  überflüssig, und Variable dürfen von ihrem Platz nur zur Ausführung von Rechenoperationen ins Rechenwerk abgerufen werden. Wenn wir uns, was weiterhin vorausgesetzt sein soll, auf den Fall der Einadreßmaschine beschränken, so fallen Ergebnisse stets im Akkumulator an. Der Zahlkeller darf nur noch dazu dienen, solche (unbenannte) Zwischenergebnisse aufzunehmen, deren Abspeicherung notwendig ist, um das Rechenwerk für die nachfolgenden Operationen freizumachen. Für diese arbeitet er in der vorher beschriebenen Weise.

Im übrigen tritt aber an die Stelle des Zahlkellers ein von dem Übersetzer auszuwertender (Variablen- oder) Adressenkeller  $\Phi$ , und alle überflüssigen Transportoperationen sind durch Eintragung der entsprechenden Adressen in diesem Keller zu ersetzen, die durch den Übersetzer vorgenommen wird und die Programmerzeugung mitsteuert. Da nun auch der Akkumulator als Zahlspeicher verwendet wird, ist es zweckmäßig, auch ihm eine (identifizierbare) Pseudoadresse zuzuweisen, die in den Adressenkeller eingetragen wird. Notwendige Abspeicherungen von Zwischenresultaten ergeben sich dann daraus, daß eine öffnende Klammer auf ein arithmetisches Operationszeichen im Symbolkeller  $\Sigma$  stößt, dem als oberstes Element des Adressenkellers die Adresse des Akkumulators entspricht. Eine solche Klammer wird impliziert auch durch ein einlaufendes  $\times/$ , das auf ein  $\pm$  in  $\Sigma$  stößt. Da zwischen diesen Symbolen ein Identifier aufgetreten sein muß, ist in diesem Falle auch die zweithöchste Position des Adressenkellers zu kontrollieren.

Ist eine Zwischenspeicherung notwendig, so wird die Abspeicherung des AC in den gerade obersten Platz des Zahlkellers  $H$  veranlaßt, die Adresse des AC im Adreßkeller durch die Adresse von  $\eta_h$  ersetzt und angemerkt, daß bei Abruf der Adresse in das erzeugte Programm der Zahlkellerindex um Eins heruntergezählt werden muß.

Die vom Übersetzer in den Programmspeicher abzusetzenden Operationen  $K_\sigma$  erhalten jetzt im allgemeinen die Form

$$K_\sigma: \langle \varphi_{f-1} \rangle \Rightarrow AC \\ AC \sigma \langle \varphi_f \rangle \Rightarrow AC.$$

Dabei ist jedoch stets zu prüfen, ob eine der beiden Operandenadressen  $\varphi_{f-1}$ ,  $\varphi_f$  den AC darstellt. In diesem Falle fällt für  $\sigma$  gleich + oder  $\times$  der erste Befehl aus, der zweite erhält die Adresse  $\varphi_f$  oder  $\varphi_{f-1}$ , die nicht den AC darstellt. Bei  $\sigma$  gleich — oder / fällt der erste Befehl weg, wenn  $\varphi_{f-1}$  den AC darstellt. Im entgegengesetzten Falle aber, also  $\varphi_f = AC$ , muß man für  $\sigma = -$  setzen:

$$K_-: - AC \Rightarrow AC \\ AC + \langle \varphi_{f-1} \rangle \Rightarrow AC,$$

während man für  $\sigma$  gleich / sogar zuerst den AC sicherstellen muß.

$$AC \Rightarrow \eta_h \\ K_f: \langle \varphi_{f-1} \rangle \Rightarrow AC \\ AC/\eta_h \Rightarrow AC$$

Die beiden Fälle entsprechen Formeln vom Typ  $a - (b + c)$  bzw.  $a/(b + c)$ , die sich bequemer mit Maschinen behandeln ließen, die „vom Speicher subtrahieren“ bzw. „in den Speicher dividieren“ können.

Die einstelligen Operationen  $+a$ ,  $-b$  schließlich erledigen sich begrifflich am einfachsten durch Hinzunahme eines Leerelementes im Adressenkeller, das anzeigt, daß der entsprechende Linksoperand nicht existiert.

Die Behandlung Boolescher Ausdrücke läuft offensichtlich der Behandlung arithmetischer Ausdrücke parallel.

Die Hinzunahme von Funktionen und indizierten Variablen bedeutet zunächst einmal, daß das Auftreten eines Identifiers unmittelbar von einer öffnenden Klammer festgestellt werden muß, daß die Kombination  $I$  (die Funktionen) und die Kombination  $I$  (die indizierten Variablen) eindeutig kennzeichnet. Weiter, und das ist der wesentliche Punkt, stellen beide Symbole, Funktion und indizierte Variable, einen neuen Typ von Klammer mit besonderen Eigenschaften dar. Wenn wir uns hinsichtlich der indizierten Variablen zunächst auf den Fall beschränken, daß die durch die der Variablen zugehörige Feld-Vereinbarung (array declaration) festgelegte Speicherabbildungsfunktion (vgl. Abschnitt 7) für jedes Auftreten der Variablen vollständig ausgewertet wird, ist die Behandlung weitgehend einheitlich.

Zunächst ist der Reihe nach die Auswertung der auf den einzelnen Argument- bzw. Indexpositionen stehenden Ausdrücke zu veranlassen, wobei das trennende Komma bzw. die abschließende Klammer ] oder ) die Rolle des Abschlußzeichens übernimmt. Die Werte der Ausdrücke sind abzuspeichern, konsequenterweise als Zwischenergebnisse im Zahlkeller. Anschließend an die Berechnung der Argumente ist ein Sprung mit automatischer Rückkehr zu setzen, der in das durch die Funktions- bzw. Feld-Vereinbarung definierte Programm führt. Dieses endet wie üblich mit der Abgabe des ermittelten Wertes an den Akkumulator. Für indizierte Variable mit laufenden Indizes in Schleifen ist eine solche Behandlung natürlich zeitraubend und ineffektiv; sie muß durch rekursive Auswertung der Speicherabbildungsfunktion ersetzt werden, bei der innerhalb der Schleife nur Additionen auftreten, die z. B. durch Indexregister erledigt werden können. Wir kommen darauf noch zurück.

#### 5. Anweisungen (statements)

Die Auswertung vollständiger Anweisungen verläuft nach den gleichen Prinzipien wie die der Ausdrücke, die ja den wesentlichsten Teil aller Anweisungen darstellen. Es muß nur der Symbolkeller einige weitere Symbole aufnehmen können.

Was die arithmetischen (und Booleschen) Anweisungen anbetrifft, handelt es sich hier im wesentlichen um das  $:=$ , das stets als erstes im Symbolkeller abgesetzt wird und damit an Stelle des anfänglichen Leerzustands des Kellers tritt. Als Schlußzeichen im Informationseinlauf fungiert das Anweisungstrennzeichen ; bzw. das 'end' der zusammengesetzten Anweisungen, das jeweils erst die Setzung der letzten arithmetischen Operationen des Ausdrucks auslöst und bei Koinzidenz mit dem  $:=$  anzeigt, daß dieses in den abschließenden Speicherbefehl umgesetzt werden kann.

Die verbalen Klammern 'begin' und 'end' für zusammengesetzte Anweisungen werden naturgemäß ebenso behandelt wie arithmetische Klammern: 'begin' wird in den Symbolkeller abgesetzt. Ein einlaufendes 'end' dient zunächst als Schlußzeichen für die vorangegangene Anweisung und löst die Veranlassung aller im Keller anstehenden Operationen aus, bis es auf das erste 'begin' stößt, das noch gelöscht wird. Damit ist die Funktion des 'end' beendet. Ist das nächste Zeichen wieder ein 'end', so wiederholt sich der Vorgang, bis als Schlußzeichen das Trennzeichen ; eintrifft, das die Abarbeitung des Kellers bis zum nächsten geklärten 'begin' auslöst, das nun aber natürlich unangetastet bleibt.

Ähnlich ist die Situation bei der einfachen Sprunganweisung 'go to' L. Der führende Begrenzer wird im Keller

abgesetzt, anschließend die Marke  $L$  ausgewertet. Das Trennzeichen ; schließt die Auswertung ab und zeigt beim Auftreffen auf den Begrenzer im Keller, daß die zugehörige Operation „Sprung nach dem durch  $L$  bezeichneten Speicherplatz“ abgesetzt werden kann.

Die Behandlung der beiden Anweisungen 'if'  $B$  und 'for'  $V := I$ , wo  $I$  eine Liste entweder von Ausdrücken  $E$  oder von Ausdruck-Tripeln  $E_i (E_s) E_e$  darstellt, ist zunächst ähnlich wie die der Sprunganweisung. Der Begrenzer wird im Keller abgesetzt und die anschließende Zeichenfolge  $B$  bzw.  $V := I$  ausgewertet. Das abschließende Symbol ; zeigt das Ende der Auswertung an. In beiden Fällen ist jedoch die Funktion des Begrenzers noch nicht abgeschlossen.

Im Falle des 'if' kann zwar die Absetzung des an die Aussage  $B$  anschließenden bedingten Sprungbefehls durch das ; veranlaßt werden. Jedoch ist die Sprungadresse noch unbekannt. Sie liegt erst fest, wenn die nächste Anweisung voll ausgewertet ist. Daher muß das 'if' als transformiertes 'if,' im Keller verbleiben, bis es auf das nächste einlaufende Trennzeichen ; oder 'end' trifft, das das Ende der bedingten Anweisung markiert. Erst damit liegt das Sprungziel im erzeugten Programm fest und kann eingetragen werden, worauf das 'if,' endgültig gelöscht wird.

Der Fall des 'for' ist wesentlich komplizierter. Besteht die Liste  $I$  in 'for'  $V := I ; S$  (wo  $S$  die qualifizierte Anweisung darstellt) aus Ausdrücken  $E_1$  bis  $E_k$ , so ist die Anweisung unter Einführung einer zusätzlichen Indexvariablen  $HI$  und einer indizierten Variablen  $V[HI]$  in die folgenden Anweisungen umzusetzen:

$$V[1] := E_1 ; V[2] := E_2 ; \dots ; V[k] := E_k ;$$

$$\text{'for' } HI := 1(1)k ;$$

$$\text{'begin' } V := V[HI] ; S \text{'end' ;}$$

Damit ist dieser Fall auf den in der Progression zurückgeführt. Ähnlich hätte man vorgehen, wenn die Elemente der Liste  $I$  selbst Progressionen  $E_i (E_s) E_e$  sind.

Einfacher ist in diesem Fall sicher, die Anweisungen 'for'  $V := E_{ig} (E_{sg}) E_{eg} ; S$  für jedes Listenelement getrennt aufzuschreiben. In jedem Fall aber genügt die Betrachtung der einfachen Progression: 'for'  $V := E_i (E_s) E_e ; S$ .

Nach Kellierung des 'for' kann der erste Teil der folgenden Symbolkette  $V := E_i$  wie eine normale arithmetische Anweisung betrachtet werden, da ja hierdurch der erste Wert von  $V$  festgelegt wird. Als Schlußzeichen, das auf das 'for' im Keller trifft, wirkt die öffnende Klammer. Ihr Zusammentreffen mit 'for' besagt, daß sie zu ersetzen ist durch  $S :=$ , was zusammen mit dem folgenden  $E_s$  wieder als arithmetische Anweisung ausgewertet werden kann. Die schließende Klammer wirkt als Schlußzeichen und ist zu ersetzen durch  $E :=$ , worauf wieder mit der Auswertung von  $E_e$  fortgefahren werden kann.  $S$  und  $E$  sind dabei vom Übersetzer einzuführende Hilfsvariable für Schritt und Endgröße. Eine Vereinfachung ist möglich, wenn  $E_s$  oder  $E_e$  eine Zahl oder eine einzige Variable ist: In diesem Falle genügt es, wenn der Übersetzer die Hilfsvariablen  $S$  bzw.  $E$  durch die betreffenden Größenbezeichnungen ersetzt<sup>4)</sup>.

Da in der auf das 'for' folgenden Schleife die Abschlußbedingung von dem Vorzeichen des Wertes von  $E_s$  abhängt, muß dieses noch vor dem Eintritt in die Schleife getestet werden. Ist  $E_s$  eine Zahl, so kann dies der Übersetzer übernehmen. In anderen Fällen muß eine Prüfung der Laufrichtung und eine entsprechende Festlegung der Abschlußbedingung im Programm erzeugt werden, wenn man nicht dem Übersetzer sehr unbequeme dynamische Kontrollen aufbürden will.

Die Funktion des 'for' ist mit der durch das erste Semikolon angezeigten Abarbeitung der Progressionsangaben nicht erledigt. Vielmehr muß noch die Schleifenschließung einschließlich Zählung und Prüfung veranlaßt werden.

<sup>4)</sup> Auf den dubiosen Fall, daß die Anweisung  $S := E_s$  in die Schleife selbst aufgenommen werden muß, weil etwa  $E_s$  von  $V$  abhängt (etwa 'for'  $V := 1(V)N$ , was die Folge der ganzen Potenzen von 2 liefert), soll hier nicht weiter eingegangen werden.  $S$  ist also für die Schleife fest und in sinnvollen Fällen ungleich Null.

Daher ist auch das 'for' im Keller durch das erste Semikolon zu transformieren zu 'for,'. Benützt man als Standardschleife den normalerweise effektivsten Typ mit Prüfung am Schluß und Schließung durch bedingten Sprung, so ist die Absetzung der entsprechenden Operationen bis zum Ende der auf die 'for'-Anweisung folgenden Anweisung zurückzustellen. Da man aber dem Fall der leeren Schleife vom Typ 'for'  $V := 1(1)0$  Rechnung tragen muß, ist vor dem Schleifenbeginn noch ein Sprung auf die Ausgangsprüfung der Schleife zu setzen. Diesem muß noch eine Marke folgen, die als Ziel für den Schleifenschließungssprung dient.

Anschließend kann die dem 'for' unterliegende einfache und zusammengesetzte Anweisung abgearbeitet werden. Das abschließende Symbol ; oder 'end' führt beim Auftreffen auf das 'for,' im Keller zur Absetzung der Schließungsbefehle:

Insgesamt ist also die 'for'-Anweisung

$$\text{'for' } V := E_i (E_s) E_e ; S ;$$

vom Übersetzer wie die aufgelöste Anweisungsfolge

$$V := E_i ; S := E_s ; E := E_e ;$$

$$\neq := \begin{cases} \geq & \text{falls } S < 0 \\ \leq & \text{falls } S > 0 \end{cases} ; \text{'go to' } L_p ; L_B : S ;$$

$$V := V + S ; L_p : \text{'if' } V \neq E_i ; \text{'go to' } L_B$$

$$V := V - S ;$$

zu behandeln, wobei sich bei der zweiten, dritten und vierten Anweisung die diskutierten Vereinfachungen ergeben können.

Die Prozeduranweisung schließlich ist als Aufruf eines Bibliotheksprogramms von Standardform zu behandeln, wobei die Parameter in der im Aufruf angegebenen Reihenfolge abgesetzt werden<sup>5)</sup>. Da es sich hierbei um bekannte Techniken handelt, sind weitere Ausführungen unnötig.

Die Anweisung 'return' behandelt einen einfachen Rücksprung auf eine eingebrachte Rückkehradresse. Die Anweisung 'stop' bedeutet (unwiderrufliches) Ende des betreffenden Programmlaufs und soll die Maschine in einen Zustand versetzen, in dem sie weitere Aufträge annimmt.

## 6. Vereinbarungen (declarations)

Von den Vereinbarungen sollen nur die Funktions-, Prozedur- und Feld-Vereinbarungen kurz behandelt werden<sup>6)</sup>. Funktions- und Prozedur-Vereinbarungen sowie Feld-Vereinbarungen (solange man sich auf jeweils vollständige Auswertung der Speicherabbildungsfunktion, siehe 7., beschränkt) definieren jeweils Unterprogramme. Funktions- und Feld-Vereinbarungen führen zu statischen Programmen, die Prozedur-Vereinbarungen dagegen zu dynamischen<sup>7)</sup>. Dem aus der Auswertung der Vereinbarung resultierenden Unterprogramm ist also wie bei allen Unter- bzw. Bibliotheksprogrammen ein Anschlußteil voranzustellen, der die Übernahme der Rückkehradresse und der Programmparameter durchführt, im dynamischen Fall ist ein Adaptieren zur Berechnung des benötigten Hilfsspeichers und zur Adressierung der auf den Hilfsspeicher bezüglichen Befehle (mit Hilfe eines speziellen Parameters, der den Beginn des freien Speichers angibt) hinzuzufügen. Auch hier handelt es sich um bekannte Techniken, auf die nicht näher eingegangen zu werden braucht.

## 7. Adressenfortschaltung bei indizierten Variablen

Wie bereits erwähnt, fügen sich die indizierten Variablen ohne Schwierigkeiten in den Rahmen der diskutierten Über-

<sup>5)</sup> Insbesondere darf angenommen werden, daß Ein- und Ausgabefunktionen, die weithin von den Maschinencharakteristika abhängig sind, in genereller Form als Prozeduren aufgerufen werden können.

<sup>6)</sup> Typ-Vereinbarungen sind in selbstverständlicher Weise bei der Behandlung arithmetischer (oder Boolescher) Ausdrücke zu berücksichtigen.

<sup>7)</sup> Die Prozedurvereinbarung liefert auch die Möglichkeit, in ALGOL dynamische (Bibliotheks-) Programme zu formulieren.



setzungstechnik, solange man die Speicherabbildungsfunktion im Programmlauf jeweils in geschlossener Form auswertet. Tatsächlich ist ja etwa die Größe  $a[i, k]$  mit zugehöriger Feld-Vereinbarung 'array' ( $a[1:n, m]$ ) als Funktion gegeben durch

$$a[i, k] := \langle k \times n + i + 1 \rangle a[0, 0] \langle \rangle .$$

Hier stellt die Variable  $\langle a \rangle$  die Zahl dar, die die Adresse des Zahl  $a$  enthaltenden Speicherplatzes angibt. Die Funktion  $\langle E \rangle$  hat als Wert diejenige Zahl, die auf dem durch den (ganzahligen) Wert von  $E$  adressierten Speicherplatz steht<sup>8)</sup>.

Für Variable mit Laufindex in inneren Schleifen bedeutet eine solche Auswertung jedoch einen unerträglichen Zeitverlust, weshalb die Adressenberechnung stets rekursiv vorgenommen wird, insbesondere in der innersten Rekursionsstufe mit Hilfe von Indexregistern. Prinzipiell ist auch hier klar, was getan werden muß, sogar bei Zulassung allgemeinerer Speicherabbildungen:

$$a[i, k] := \langle \rangle a[0, 0] \langle + P(i, k, p_j) \rangle$$

wobei  $p_j$  weitere Parameter wie  $n, m$  darstellt und  $P$  eine beliebige Funktion ist.

Tritt nun in einer Schleife mit der Laufvariablen  $V$  die indizierte Variable  $a[f_1(V), f_2(V)]$  auf, deren Indexpositionen mit Funktionen  $f_1$  und  $f_2$  der Variablen  $V$  besetzt sind, so hat man in der Abbildungsfunktion einzutragen

$$\begin{aligned} a[f_1(V), f_2(V)] &:= \langle \rangle a[0, 0] \langle + P(f_1(V), f_2(V), p_i) \rangle \\ &= \langle \rangle a[0, 0] \langle + Q(V, p_i) \rangle \end{aligned}$$

und die entstehende Funktion  $Q(V, p_i)$  durch eine Rekursion hinsichtlich  $V$  auszudrücken, mit deren Hilfe die Abbildungsfunktion ohne Multiplikationen ausgewertet werden kann. Es muß demnach zur Adressenfortschaltung die sukzessive Bildung des vollständigen Differenzenschemas von  $Q(V, p_i)$  veranlaßt werden.

In praxi bedeutet das eine ungeheure Komplikation, da der Übersetzer das Schema für die Bildung beliebiger Rekursionen in sich tragen muß. Da auch der allgemeine Fall äußerst selten vorkommt (ein nicht triviales Beispiel ist jedoch die Dreieckspeicherung dreieckiger Matrizen), ist bereits in ALGOL nur rechteckige Speicherung von Feldern, d. h. in den Indizes lineare Abbildungsfunktion, unterstellt. Ferner hat man bisher auch die auf Indexpositionen zulässigen Ausdrücke auf in dem Laufindex lineare Funktionen beschränkt. In ALGOL ist eine solche Beschränkung nicht vorgesehen, dementsprechend haben wir bei der geschlossenen Auswertung beliebige (auch indizierte) Indexausdrücke zugelassen. Bei der Adressenfortschaltung beschränken wir uns jedoch ebenfalls auf den Fall linearer Indexausdrücke. Für rekursive Auswertung der Speicherabbildungsfunktionen kommen also nur indizierte Variable der Form  $a[i \times c_1 + E_1', i \times c_2 + E_2', \dots, i \times c_k + E_k']$  in Frage, wobei  $i$  der Laufindex der betreffenden Schleife sei, die  $c_i$  seien Konstante und die  $E_j'$  Ausdrücke, die  $i$  nicht enthalten. Aus der oben angegebenen Speicherabbildungsfunktion (Fall  $k = 2$ ) ergibt sich, wenn wir abkürzend  $\langle a[i \times c_1 + E_1', \dots, i \times c_k + E_k'] \rangle$  durch  $A$  und  $\langle a[0, 0] \rangle$  durch  $A \text{ null}$  ersetzen

- (1)  $A := (E_i \times c_2 + E_2') \times n + E_i \times c_1 + E_1' + A \text{ null}$
- (2)  $A := (c_2 \times n + c_1) \times S + A$

als Rekursion für die Adressen der durch die Werte  $i := E_i(S) E_0$  ausgewählten Komponenten  $a[i \times c_1 + E_1', \dots, i \times c_k + E_k']$  des Feldes  $a[\dots]$ . Der Wert für  $n$  ist dabei der zugehörigen Feld-Vereinbarung zu entnehmen, der Wert von  $A \text{ null}$  ist vom Übersetzer aus der Speicherverteilung, die nach Abschluß der eigentlichen Übersetzung des Formelprogramms an Hand der Feld-Vereinbarungen in üblicher

Compilertechnik auszuführen ist, zu berechnen und dem erzeugten Programm als Konstante einzuverleiben.

Das ursprüngliche Formelprogramm laute etwa

$$\begin{aligned} \text{'for' } i &:= E_i(S) E; \\ &\dots \langle c_1 \times i + E_1', c_2 \times i + E_2' \rangle \dots; \end{aligned}$$

Es ist vom Übersetzer zu behandeln wie: ( $S > 0$  vorangesetzt)

$$\begin{aligned} i &:= E_i; \\ A &:= (i \times c_2 + E_2') \times n + i \times c_1 + E_1' + A \text{ null}; \\ \text{delta } A &:= (c_2 \times n + c_1) \times S; \\ \text{'go to' } L_p; \\ L_B &\dots \langle A \rangle \dots; \\ A &:= A + \text{delta } A; \\ i &:= i + S; \\ L_p &\text{'if' } i \leq E; \text{'go to' } L_B \end{aligned}$$

Das Symbol  $\langle A \rangle$  ist dabei zu interpretieren als:

man rechne mit dem Inhalt der durch die Zahl  $A$  als Adresse bezeichneten Zelle, d. h. als übliche indirekte Adresse, wenn man nicht diese Zahl  $A$  als Adresse in dem Rechenbefehl substituiert.

Stehen Indexregister für die Adressenfortschaltung zur Verfügung, so ist die Sequenz abzuändern. Wir können formal auch ein Indexregister mit einer Variablen  $IRK$  (Indexregister K) bezeichnen. Ist eine Variable mit  $IRK$  indiziert ( $a[IRK]$ ), so bedeutet dies, daß der Übersetzer demjenige erzeugten Befehl, der die dieser Variablen entsprechende Adresse enthält, das Merkmal für Adressenmodifikation durch Addition des Indexregisters  $K$  anfügen muß.

Mit diesen Abkürzungen ist der oben angegebene Formelausschnitt vom Übersetzer zu behandeln wie

$$\begin{aligned} i &:= E_i; \quad \text{delta } A := (c_2 \times n + c_1) \times S; \\ A &:= E_2' \times n + E_1' + A \text{ null}; \quad IRK := (c_2 \times n + c_1) \times i; \\ \text{'go to' } L_p; \\ L_B &\dots \langle A \rangle [IRK] \dots; \\ IRK &:= IRK + \text{delta } A; \\ i &:= i + S; \\ L_p &\text{'if' } i \leq E; \text{'go to' } L_B; \end{aligned}$$

Das allgemeine Schema zeigt bereits, daß bei der Adressenfortschaltung das Kellerungsprinzip durchbrochen wird. Denn erst das Erscheinen der indizierten Variablen im Inneren der Schleife zeigt dem Übersetzer, daß er in den bereits erzeugten Teil des Programms noch Befehlsreihen einzuschieben hat. Er muß also zwei Programmteile, die Befehle der Schleife selbst und den für die Fortschaltungen notwendigen Vorbereitungsteil, gleichzeitig nebeneinander aufbauen und kann sie erst nach Abschluß der Schleife aneinanderfügen, wobei die Reihenfolge Geschmackssache ist, solange dem für das erzeugte Programm erforderlichen zeitlichen Ablauf Rechnung getragen wird.

Abgesehen davon liegt hier nun ein Fall vor, in dem die Symbolfolge nicht mehr sequentiell mit einfacher Kellierung abgearbeitet werden kann: Die auf den Indexpositionen stehenden Ausdrücke müssen in mehrere parallele Züge auseinandergefahren werden, da neben der vollständigen Auswertung zum Aufbau der Speicherabbildungsfunktion, die den Anfangswert von  $A$  bzw.  $A$  und  $IRK$  festlegt, noch zur Festlegung des Programms für die Berechnung von  $\text{delta } A$  vom Übersetzer die Koeffizienten der Laufvariablen  $i$  auf allen Indexpositionen zu sammeln und mit den richtigen Faktoren, die aus der Feld-Vereinbarung stammen, zu versehen sind.

Mit der Fortschaltung verknüpft sind eine Reihe von notwendigen Kontrollen und Vergleichen, die für den Übersetzer stets das Anlegen und Durchsehen von speziellen Listen bedeuten. Zunächst ist, als Voraussetzung für die

<sup>8)</sup> Beide Elemente sind in ALGOL nicht enthalten, dürften im übrigen nahezu ausreichen, um ALGOL in die oft diskutierte universal computer language UNCOL zu verwandeln.

Fortschaltung, vom Übersetzer die Linearität der Indexausdrücke festzustellen. Vor allem muß sichergestellt sein, daß nicht etwa die Koeffizienten eines in der Laufvariablen formal linearen Indexausdrucks Variable enthalten, die in der Schleife umgerechnet werden und damit von den Werten der Laufvariablen abhängen. Das bedeutet aber, daß alle in der betreffenden Schleife als Rechenergebnisse links von dem Symbol  $:=$  in arithmetischen Anweisungen auftretenden Variablen vom Übersetzer notiert werden müssen, um gegebenenfalls mit einer in einem Indexausdruck auftretenden Variablen, die nicht als Laufvariable eines 'for'-Symbols definiert ist, verglichen werden zu können. Diese Kontrolle ist unumgänglich, da nichtlineare Indizes zugelassen sind, aber nicht fortgeschaltet werden können.

Zur richtigen Behandlung der Indexausdrücke muß der Übersetzer in jedem Augenblick die Laufvariable der gerade abgearbeiteten Schleife greifbar haben. Dies wird erreicht mit Hilfe eines neuen Kellers, des Schleifenkellers, in dem jedes Laufvariablen-symbol beim Auftreten nach dem zugehörigen 'for' abgesetzt wird und aus dem es erst beim Schleifenende, das durch das Zusammentreffen des Endzeichens ; oder end mit dem transformierten 'for<sub>1</sub>' angezeigt wird, wieder entfernt wird.

Um das erzeugte Programm so kurz und damit so effektiv wie möglich zu machen, muß der Übersetzer weiterhin eine Reihe von Identitätsprüfungen vornehmen. Zunächst ist, beim Auftreten mehrerer indizierter Variablen in einer Schleife, die mögliche Identität der zugehörigen Fortschaltgrößen  $\delta A$  festzustellen. Zwar führen solche Identitäten, solange ohne Indexregister gearbeitet wird, nur zur Verkürzung des Vorbereitungsteils der Schleife und zur Einsparung von Hilfsspeicherzellen. Beim Einsatz von Indexregistern aber gewinnt man mehr. Denn da mit den  $\delta A$  auch die Anfangseinstellungen der IRK identisch sind, kann der Übersetzer alle identischen Fortschaltungen mit einem Indexregister ausführen lassen, und man spart sowohl Fortschaltungsrechnungen in der Schleife als auch Indexregister ein. In den meisten vorkommenden Fällen erscheint die Laufvariable  $i$  einer Schleife nur in Indexausdrücken. Außerdem (und eben aus diesem Grunde) verfügen die meisten Maschinen mit Indexregistern über einen speziellen bedingten Sprung, der vom Inhalt eines Indexregisters und evtl. einer anderen Speicherzelle abhängig ist. Um dies auszunützen, muß der Übersetzer kontrollieren, ob die Laufvariablen außerhalb von Indexausdrücken vorkommen. Ist dies nicht der Fall, dann kann die laufende Berechnung der Laufvariablen ganz entfallen und durch die Indexregisterfortschaltung ersetzt werden. Entsprechend ist die Schlußbedingung auf das Indexregister umzustellen, weshalb im Vorbereitungsteil der Endwert  $E$  von  $i$  mit dem Koeffizienten von  $S$  in  $\delta A$  zu multiplizieren ist.

Unser obiges Beispiel hat der Übersetzer dann zu behandeln wie:

```

delta A := c2 × n + c1;
IRK := (Ei) × delta A;
E := E × delta A;
delta A := S × delta A;
A := E2' × n + E1' + A null;
'go to' Lp;
LB: ... (A) [IRK] ... (A') [IRK] ...;
IRK := IRK + delta A;
Lp: 'if' IRK ≤ E; 'go to' LB;

```

Die Möglichkeiten zur Vereinfachung von Schleifen sind damit natürlich noch nicht erschöpft. Jedoch ist auf das Wesentliche hingewiesen und die Diskussion soll damit abgeschlossen werden.

Wie bereits erwähnt, ist die Adressenfortschaltung von besonderer Bedeutung in den innersten Schleifen eines Programms, und an diesen Stellen sollten die Indexregister in erster Linie zur Fortschaltung eingesetzt werden. Die

Tatsache, daß eine Schleife innerste Schleife ist, ist jedoch erst am Schleifenende festzustellen. Der Übersetzer muß daher die endgültige Absetzung der entsprechenden Befehle bis zum Erscheinen des die Schleife abschließenden Trennzeichens verschieben. Weiter ist im Schleifenkeller eine Anmerkung „nicht innerste Schleife“ bei jedem geklärten Laufindex, für den dies zutrifft, notwendig.

## Schlußbemerkung

Die vorangegangene Darstellung zeigt, daß die Umsetzung des Formelprogramms in Maschinenoperationen durch den Übersetzer mit Ausnahme der Behandlung der Adressenfortschaltung zügig ohne Abspeicherung des Formelprogramms, also als reiner Eingabeprozess, durchgeführt werden kann. Denn die Fernzusammenhänge im Programm beschränken sich auf Adressen, die aus während des Einleseprozesses anzulegenden Listen entnommen werden können. Dementsprechend ist es auch möglich, die Umsetzungsmethode zur sofortigen interpretativen Ausführung der im Formelprogramm angegebenen Operationen, auch mit Hilfe verdrahteter Schaltungen, anzuwenden. Eine Adressenfortschaltung macht allerdings hierbei außerordentliche Schwierigkeiten.

## Literatur

- [1] H. Goldstine und J. von Neumann: Planning and Coding for an Electronic Computing Instrument. Institute for Advanced Study, Princeton, N. J., 1947/48.
- [2] International Business Machines Corp., FORTRAN Manual.
- [3] W. S. Melahn: A description of a cooperative venture in the production of an automatic coding system, Journ. Assoc. Comp. Mach. 3 (1956), S. 266—271.
- [4] H. Rutishauser: Über automatische Rechenplanfertigung bei programmgesteuerten Rechenanlagen, Z. Angew. Math. Mech. 31 (1951), 255.
- [5] H. Rutishauser: Automatische Rechenplanfertigung bei programmgesteuerten Rechenmaschinen, Mitt. Inst. f. Angew. Math. der ETH Zürich, Nr. 3, (1952).
- [6] K. Samelson: Probleme der Programmierungstechnik. Intern. Kolloquium über Probleme der Rechentechnik, Dresden 1955, S. 61—68.
- [7] P. B. Sheridan: The arithmetic translator-compiler of the IBM Fortran automatic coding system, Com. ACM Bd. 2, (1959) 2, S. 9—21.
- [8] M. V. Wilkes; D. J. Wheeler; S. Gill: The preparation of programmes for an electronic digital computer (Cambridge, Mass., 1951).
- [9] M. V. Wilkes: The Use of a Floating Address System for Orders in an Automatic Digital Computer. Proc. Cambridge Philos. Soc. 49, (1953) 84—89.
- [10] Charles W. Adams and J. H. Laning jr.: The M. I. T. System of Automatic Coding; Comprehensive, Summer Session and Algebraic, in: Symposium on Automatic Programming for Digital Computers, US Department of Commerce.
- [11] ACM Committee on Programming Languages and GAMM Committee on Programming: Report on the Algorithmic Language ALGOL, edited by A. J. Perlis and K. Samelson. Num. Math. 1 (1959), S. 41—60.
- [12] H. Zemanek: Die algorithmische Formelsprache ALGOL. Elektron. Rechenanl. 1 (1959), S. 72—79 und S. 140—143.
- [13] F. L. Bauer: The Formula Controlled Logical Computer Stanislaus, erscheint in Math. Tabl. Aids Comp.
- [14] C. Böhm: Calculatrices digitales. Du déchiffrement de formules logico-mathématiques par la machine même dans la conception du programme (Dissertation, Zürich 1952). Annali dei Matematica pura ed applicata. Ser. 4, 37 (1954), S. 5—47.



# Autocoder Programmierung mit Makro-Instruktionen bei der IBM 7070

## IBM 7070 Autocoder Programming with Macro-Instructions

von K. KREUZER  
IBM, Sindelfingen

Elektronische Rechenanlagen 1 (1959), H. 4, S. 183—185.  
Manuskripteingang: 2. 10. 1959

*Es wird eine Programmier-Sprache beschrieben, die die umfangreiche Kodierung für eine Großrechenanlage mit vielen Ein- und Ausgabegeräten bedeutend vereinfacht. Ein wichtiger Bestandteil des Autocoders sind die „Makro-Instruktionen“. Diese vorfabrizierten Programmteile tragen dazu bei, die Routinearbeit in der Programmierung auszuschalten, die Zahl der Schreibfehler und die Kodierzeit zu reduzieren. Auf diese Weise können der Planung mit Ablaufdiagrammen und der Festlegung der logischen Zusammenhänge in Blockdiagrammen die ihnen zukommende größere Bedeutung geschenkt werden.*

*A programming language is described which will facilitate considerably the extensive coding effort for a large data processing system with many in- and output units. Powerful macro-instructions are an important constituent of autocoder. The prefabricated program packages will help the reduce routine work in programming as well as the number of mistakes, effectively cutting down the time for coding. Thus more importance could be given to organizational planning with flow charts as well as deservingly higher attention to program-analysis in block diagrams.*

### 1. Charakterisierung der IBM 7070

Die Großrechenanlage IBM 7070 besteht aus einem sehr schnellen Digitalrechner mit 5000 oder 10000 zehnstelligen Kernspeicherworten. Es können bis zu 40 Magnetbandeinheiten angeschlossen werden sowie bis zu 4 Magnetplattenspeicher, 3 Kartenabfühler und 3 Kartenstanzer oder Zeilendrucker. Auf detaillierte Leistungsangaben soll an dieser Stelle nicht näher eingegangen werden. Die Anlage ist voll transistorisiert und hat eine Wortzeit von 6  $\mu$ s. Trotz der Worteinteilung kann durch die Einrichtung der „Feldauswahl“ jede der 100000 Stellen adressiert werden.

### 2. Autocoder-Programmierung

Eine Maschinen-Instruktion setzt sich gleichermaßen aus zehn Stellen zusammen

OP	IW	FA	ADR
±	01	23	45 6789

wobei

OP die Operation durch zwei Ziffern in Kombination mit einem Vorzeichen dargestellt wird. Es sind also maximal 199 Operationen möglich.

IW die Nummer des sogenannten „Indexwortes“ angibt, dessen Inhalt die in den letzten Stellen stehende Adresse modifizieren kann.

FA die *Feldauswahl* durch Angabe der ersten und letzten Stelle zur Adressierung von Wortteilen dient. (09 bezieht sich auf die Stellen 0—9, also auf ein ganzes Wort, 69 dagegen nur auf die Stellen 6—9, d. h. auf die vier niedrigsten Stellen.)

ADR die echte *Maschinenadresse* angibt.

Begreiflicherweise ist eine „echte Programmierung in der Maschinsprache“ schwierig und unangenehm, da der Programmierer

die willkürlichen numerischen Operationsschlüssel kennen muß,

eine genaue Übersicht seiner 99 Indexworte führen muß, bei jeder Instruktion die entsprechende Feldauswahl zu bestimmen hat,

sich in dem Dickicht von zehntausend Maschinenadressen auskennen muß.

Um nun die beträchtliche Schreib- und Gedächtnisarbeit des Programmiers zu reduzieren, wurde die AUTOCODER-Sprache entwickelt. Sie erlaubt dem mehr in Begriffen als in Zahlen denkenden Nicht-Mathematiker weitgehend, auf maschinengebundene Adressen zu verzichten und die aus seinem Arbeitsgebiet stammenden Ausdrücke und Abkürzungen zu wählen. Er kann sich also im Umgang mit der Maschine unter Einhaltung gewisser Regeln fast ganz seiner eigenen Sprache bedienen. Dieser Umstand ist insofern von großer Bedeutung, als für die Programmierung kaufmännischer Anwendungsgebiete fast ausschließlich Personen mit guten Kenntnissen des Arbeitsgebietes eingesetzt werden, die aber keine mathematische Qualifikation oder weitgehende Erfahrungen auf dem Gebiete der Rechner haben.

Auch für die Befehle werden leicht merkbare mnemonische Operationsabkürzungen verwendet.

Die Zuordnung von Maschinenadressen wird der 7070 selbst bzw. dem AUTOCODER-Umwandlungsprogramm übertragen. Dieses liest das in AUTOCODER geschriebene und später in Karten abgelochte Programm ein, übersetzt die mnemonischen Operations-Abkürzungen in die numerischen Schlüssel der Maschinsprache, ordnet den Instruktionen und symbolischen Datenadressen echte Kernspeicher-Adressen zu und erstellt das vollständige Programm in Maschinsprache durch Stanzen von neuen Programmkarten.

Gleichzeitig kann eine Programmliste gedruckt werden, die die echten Instruktionen neben den AUTOCODER-Instruktionen enthält, so daß man den Umwandlungsvorgang genau verfolgen kann. Auf der elektrischen Schreibmaschine des Steuerpultes werden Nachrichten herausgeschrieben, wenn das Umwandlungsprogramm Verletzungen der Regeln feststellt. (Fehler in der Logik können natürlich nicht erkannt werden.)

Dem Programmierer stehen im AUTOCODER insgesamt 154 (Befehle) Maschinenoperationen (imperative operationen) zur Verfügung, die sich in 13 Gruppen gliedern:

- 16 Arithmetische Operationen
- 16 Logische Operationen
- 6 Übertragungs-Operationen
- 10 Schalter-Operationen
- 10 Operationen zum Stellenversetzen
- 14 Index-Operationen
- 31 Band-Operationen
- 9 Plattenspeicher-Operationen
- 5 Abfrage-Operationen
- 2 Schreibmaschinen-Operationen
- 10 Operationen für Abfühler, Stanzler, Drucker
- 12 Verschiedene Operationen
- 13 Gleitkomma-Operationen

Zusätzlich zu den Befehlen gibt es noch vier Arten von Definitionen (declarative operations), die für das Umwandlungsprogramm gewisse Parameter festlegen. Vor der eigentlichen Kodierung werden mit ihnen Bereiche, Konstanten und sogenannte Bestimmungsworte definiert oder bestimmten symbolischen Bezeichnungen feste Adressen zugeordnet.

Als Beispiel diene die Definition eines Arbeitsbereiches mit DA (Define Area). Im AUTOCODER-Programmschema wird eingetragen:

Zeile	Merkmal	Operation	Operand
01	ARBBEREICH	DA	1
02	FAKTOR A		00,15
03	FAKTOR B		20,26
04	FAKTOR C		35,39

Es wird damit festgelegt, daß ein Bereich mit dem Namen ARBBEREICH mit vier Worten im Kernspeicher freizulassen ist. Die Angaben im Operand bezeichnen, durch ein Komma getrennt, die Anfangs- und Endstelle des Begriffes. Die erste Ziffer bedeutet daher jeweils die Nummer des Wortes im Bereich, die zweite die Stelle im Wort. Durch eine derartige einmalige Kennzeichnung der Position und Länge eines Faktors braucht in der Programmierung nur noch die symbolische Adresse angegeben zu werden, während die Angabe der Feldauswahl automatisch vom Umwandlungsprogramm vorgenommen wird.

Eine ähnliche Definition wird für den Aufbau einer Druckzeile vorgenommen mit DLINE (Define Line).

Ein einziges Mal im Programm wird die Druckzeile analysiert mit Leerstellen, Punkten, Kommas, Konstanten, die an bestimmten Stellen stehen sollen. Jede Eintragung beginnt mit der Angabe des in diesem Feld am weitesten links stehenden Typenrades. So entsteht im Programm z. B. die folgende Festlegung des Druckbildes:

Merkmal	Operation	Operand
LOHNZEILE	DLINE	
MONAT		2 (a) SEPT (a)
ARBNR		8 ZZZZZ)
NAME		15,35
BETRAG		38 X, XXZ, ZZ)

Der zwischen den Sonderzeichen (a) stehende Text „SEPT“ wird bei jeder Druckzeile als Konstante ab Typenrad 2 gedruckt. Die Z-Markierung bedeutet, daß eine Null immer als solche gedruckt wird, während bei einer X-Markierung Nullen, die vor der ersten gültigen Ziffer stehen, nicht gedruckt werden. Das die Tausenderstelle trennende Komma (amerikanische Praxis) wird automatisch nicht gedruckt, wenn der Betrag unter diesem Wert bleibt.

Der Programmierer braucht sich also nur einmal über die Art und Weise seines Listenbildes klarzuwerden und kann sich später beim Drucken das mühevoll Vorbereiten der Ausgabe (editing) ersparen.

### 3. MAKRO-AUTOCODER

Um die Routinearbeit bei der Programmierung weiter auszuschalten, wurden für immer wiederkehrende Instruktionsfolgen sogenannte Makro-Instruktionen (MI) entwickelt. Im Gegensatz zu Unterprogrammen werden hier abhängig von der Programm-Eintragung eine unterschiedliche Anzahl von Maschinen-Instruktionen gebildet und bei der Umwandlung ins Programm eingebaut. Es handelt sich also sozusagen um „vorfabrizierte Programmteile“, die wesentlich zu einer schnelleren und rationelleren Kodierung beitragen.

Für die IBM 7070 gibt es insgesamt 18 Makro-Instruktionen. Um ihre Leistungsfähigkeit zu zeigen, sollen mehrere Beispiele erläutert werden, ohne jedoch auf Einzelheiten näher einzugehen.

#### 3.1 Band-Operationen

Für jede Magnetbandeinheit wird die „Band-Charakteristik“ aufgestellt, d. h., eine Tabelle vorgeschriebener Form mit allen speziellen Angaben des Durchlaufes für diese eine Bandeinheit, z. B. Kanal und Nummer der Bandeinheit, symbolische Bezeichnung, ob Ein- oder Ausgabeband, Art der Bandsätze, Länge der Sätze, Sperrzeit, bis das Band wieder beschrieben werden kann, Verzweigungs-Adressen für Bandende, Fehler usw.

Zu Beginn eines Programmes besorgt dann die einzige Instruktion *Eröffnen* (OPEN) im Zusammenhang mit der symbolischen Bezeichnung des Bandes (im Operand), daß geprüft wird, ob die angegebene Bandeinheit angeschlossen und ob die Bandrolle ganz zurückgespult ist. Weiterhin wird der Bandvorsatz gelesen und verarbeitet.

Die MI *Holen* (GET) bewirkt ein Einlesen eines Satzes in einen Arbeitsbereich. Das Umwandlungs-Programm setzt jedoch gleichzeitig die notwendigen Instruktionen ein, für eine Fehlerkorrektur-Schleife bei Lesefehlern sowie für das Erreichen des Bandendes. Auch periodische Prüfpunkte (für einen Wiederanlauf bei Fehlern) werden automatisch berücksichtigt.

Gerade die Ein- und Ausgabeprogrammierung für gleichzeitiges Lesen, Schreiben und Verarbeiten bereitet dem Anfänger immer Schwierigkeiten, so daß diese Makro-Instruktionen, die eine Überlappung selbsttätig vornehmen, eine große Vereinfachung bringen.

#### 3.2 Arithmetische Operationen

Ein Rechenvorgang bei einem kaufmännischen Arbeitsgebiet umfaßt meistens die vier Grundrechnungsarten, ein Runden auf die gewünschte Stellenzahl sowie ein Speichern des Ergebnisses.

Mit der MI *Rechnen* (ARITH) können all diese Operationen in einer Zeile ausgedrückt werden. So z. B. für eine Provisionsrechnung:

Merkmal	Operation	Operand
PROVRECHN	ARITH	PROVISION = (MENGE*PREIS (1-RABATT/100)) *0.15

Das Umwandlungs-Programm deutet diese komplexe Anweisung in der Weise, daß der Umsatz aus Menge mal Preis minus dem gewährten Rabatt errechnet wird und 15% davon im Feld Provision gespeichert werden. Die resultierenden Einzel-Operationen sind so wie sie ein erfahrener Programmierer schreiben würde und berücksichtigen automatisch die Dezimalstellen in der gewünschten Weise. Voraussetzung dafür ist, daß bei der eingangs erwähnten Definition der Begriffe auch eine zusätzliche Festlegung der Stellen vor und nach dem Komma erfolgt: also z. B. PROVISION 25, 29 A 3.2, was bedeutet, daß die Provision in den Stellen 5—9 des zweiten Wortes mit *automatischem Komma* gespeichert wird, wobei der Betrag drei Stellen vor und zwei Stellen nach dem Komma aufweisen soll.



Als Symbole für die Rechenanweisung werden verwendet für

Addition	+
Subtraktion	-
Multiplikation	*
Division	/
Potenzzierung	**

Klammern dienen zur eindeutigen Kennzeichnung der Rechnungsfolge.

Die weitgehende Übertragung der Formelsprache in die Programmierung war bisher nur mit FORTRAN (formula translation) für mathematische Zwecke möglich. Jetzt wird die Kodierung eines im Blockdiagramm formalisierten Ausdrucks, auch für kommerzielle Gebiete, durch AUTOCODER in verstärktem Maße verwendet werden können.

3.3 Logische Operationen

Mit Hilfe von sogenannten Vergleichsoperationen kann eine bestimmte Bedingung in Klammern formuliert werden (relational expression). Es werden z. B. verwendet

E	gleich (equal),
G	größer (greater),
L	kleiner (less),

sowie ihre Verneinungsformen zusammen mit NOT. Die Makro-Instruktion enthält außerdem zwei Sprungadressen, auf die das Programm im zutreffenden oder nicht zutreffenden Fall verzweigt. Aus einer Ein-Adressmaschine kann so programmiermäßig eine Zwei- oder Mehr-Adressmaschine werden.

Beispiel:

Merkmal	Operation	Operand
SYMBOL	LOGIC	(ALTER G 21), JAZWEIG, NEIN ZWEIG

Diese Instruktion bewirkt, daß der Wert im Feld ALTER mit 21 verglichen wird und das Programm zum JAZWEIG verzweigt, wenn dieser Wert größer als 21 ist. Im andern Fall wird das Programm mit dem NEINZWEIG fortgesetzt.

Die MI *Entscheiden* (LOGIC) hat noch weitere Verwendungszwecke, wie z. B. die sehr einfache Befragung von Schaltern, das Setzen von Schaltern, sowie die sehr wirkungsvollen „logischen Operatoren“ AND (und) OR (oder) NOT (nicht).

Sie können beliebig kombiniert werden, um jede gewünschte Bedingung auszudrücken:

Merkmal	Operation	Operand
ANALYSE	LOGIC	(ROT AND NOT SEIDE) OR GRUEN, KAUF

Diese eine Instruktion bestimmt, daß das Programm nur dann nach „KAUF“ verzweigt, wenn entweder die doppelte Bedingung „ROT UND KEINE SEIDE“ oder die andere Bedingung „GRUEN“ erfüllt ist.

Die Maschine ist also in der Lage, jede logische Formulierung zu deuten.

Eine weitere Vereinfachung einer logischen Entscheidung ist die Verwendung der MI *Entschlüsseln* (DECOD) für die Analyse von Verschlüsselungen.

Auf die einfachste Weise können die Verzweigungen von bis zu 10 Ziffern eines Schlüssels programmiert werden:

Merkmal	Operation	Operand
ANALYSE	DECOD	ZUSCHLAEGE, 1, UEBERST, 2, NACHT, 3, SONNTAG, 4, FEIER

Ist z. B. der Zuschlagsschlüssel 1, so verzweigt das Programm nach „UEBERST“, wo dann eine Verrechnung der Überstunden erfolgt. Entsprechend ist es bei den Schlüsseln

2, 3 und 4. Bei den Schlüsseln 5—9 und Null dagegen geht das Programm zur Folgeinstruktion.

Eine andere interessante MI erlaubt eine Schleifenzählung mit Verzweigen für bis zu fünf Schleifen.

Gibt man also an:

Merkmal	Operation	Operand
WECHSEL	CYCLE	ZWEIG 1, 5, ZWEIG 2, 3, ZWEIG 3

so wird bei Erreichen der Instruktion fünfmal nacheinander auf Zweig 1 gesprungen, dann dreimal auf Zweig 2 und anschließend immer auf Zweig 3. Gibt man auch nach der letzten Adresse noch einen „Zähler“ an, so fängt die Zählfolge wieder von vorne an.

Eine praktische Verwendung bietet die Formularschreibung:

Merkmal	Operation	Operand
DRUCK	CYCLE	ARTZEILE, 15, SUMMZEILE, 1

Hier wird fünfzehnmal die Instruktionsfolge für die Artikelzeile durchlaufen, dann einmal das Programm für die Summenzeile.

3.4 Hilfsoperationen

Mit amerikanischer Unbekümmertheit wurde eine MI zum Herausdrucken (oder Heraus schreiben auf Band) von Speicherinhalten SNAP genannt, also „Schnappschuß“, da sie ein Bild des Speicherinhalts reproduziert. Es braucht lediglich angegeben werden:

Merkmal	Operation	Operand
FEHLER	SNAP	VONADR, BISADR, DRUCKER

um den Speicherbereich zwischen den Grenzadressen, den Inhalt der drei Rechenwerke und die Stellung der 30 elektronischen Schalter auf der angegebenen Ausgabereinheit herausgeschrieben zu bekommen.

Bei der Ausprüfung von Programmen wird diese MI wertvolle Dienste leisten.

4. Schlußfolgerungen

Zusammenfassend kann gesagt werden, daß die AUTOCODER-Sprache mit ihren Makro-Instruktionen eine wesentliche Erleichterung für den Programmierer bedeutet, da er sich weniger um maschinenbedingte Vorgänge, Instruktionen und Adressen kümmern muß und die ihm vertrauten Begriffe und logistischen Zusammenhänge verwenden kann.

Es kommt im wesentlichen auf sorgfältige, eindeutige Definitionen an, damit das Umwandlungsprogramm die variablen Größen des Durchlaufes „kennt“. Wichtig ist natürlich auch die richtige Schreibweise, d. h. die Beachtung gewisser Regeln, im Hinblick auf Operatoren, Trenn- und Sonderzeichen sowie Leerstellen. Diese „Orthographie“ des AUTOCODERS erscheint jedoch nur im Anfang schwierig und wird bald zur Gewohnheit — wie bei jeder Sprache.

Die Arbeit des Kodierens, d. h., die Formalisierung der Erkenntnisse und logistischen Erfordernisse ist wichtig und muß mit großer Sorgfalt ausgeführt werden. Durch die bisherige Kodierung in der Maschinensprache wurde ihre Bedeutung jedoch oft überschätzt. Die AUTOCODER-Umwandlung fängt einen Großteil der Schwierigkeiten ab — die vielen Kontrollen entdecken selbstständig so manchen Fehler vor dem Ausprüfen — die Makro-Instruktionen ermöglichen eine beachtliche Zeitersparnis.

Diese in der Vorbereitung für eine Großrechenanlage gesparte Zeit kann nutzbringend verwendet werden für eine gründlichere organisatorische Planung und für eine sorgfältigere Erstellung von Blockdiagrammen!

# Über Operationsverstärker mit Transistoren für Gleichspannungs-Analogrechner

## Transistorized Operational Amplifiers for DC Analog Computers

von G. MEYER-BRÖTZ

Forschungsinstitut  
der Telefunken GmbH  
Ulm (Donau)

Elektronische Rechenanlagen 1 (1959) H. 4, S. 186—190  
Manuskripteingang: 4. 6. 1959

*Die Verwendung von Transistoren in den Rechenverstärkern von Gleichspannungs-Analogrechnern bringt auf der einen Seite den Vorteil der höheren Lebensdauer, der kleineren Abmessungen und geringeren Verlustleistung, auf der anderen Seite aber auch erhöhte Schwierigkeiten durch die starke Temperaturdrift und niedrige Grenzfrequenz.*

*Bei der Untersuchung der hauptsächlichsten Fehlereinflüsse — lineare Verstärkungsfehler und Nullpunktfehler — zeigt sich, daß man mit Ge-Hochfrequenztransistoren Rechenverstärker bauen kann mit einer Schleifenverstärkung über  $10^4$  und einem auf den Verstärkereingang bezogenen Nullpunktfehler unter  $5 \mu\text{V}$  im Temperaturbereich von  $15^\circ\text{C}$  bis  $35^\circ\text{C}$ .*

*The use of transistors for amplifiers of dc-analog computers on the one hand offers the advantage of having higher reliability, requiring less space and consuming less power, but on the other hand presents greater difficulties owing to the strong drift of temperature and the low cut-off frequency.*

*An examination of the main influences of errors — errors in linear amplifying and zero drifts — shows that with Ge high frequency transistors amplifiers can be designed with a loop-gain greater than  $10^4$  and with a zero drift relating to the amplifier input of less than  $5 \mu\text{V}$  ranging in temperature from  $15^\circ\text{C}$  to  $35^\circ\text{C}$ .*

### 1. Einige Bemerkungen über Transistor-Gleichspannungsverstärker

Einige Transistoreigenschaften — geringer Eingangswiderstand, niedrige Grenzfrequenz, starke Temperaturdrift — lassen auf den ersten Blick Transistoren wenig für Rechenverstärker in elektronischen Analogrechenmaschinen geeignet erscheinen [1].

Den Nachteilen stehen unbedingt als Vorteile der geringe Raum- und vor allem Leistungsbedarf und die hohe Lebensdauer gegenüber.

Röhrenverstärker arbeiten im allgemeinen mit Rechen-spannungen von  $\pm 100\text{ V}$ . Wegen der relativ großen Anodenrestspannung hätte eine Verminderung dieser Spannungen kaum noch Einfluß auf die Leistungsaufnahme der Verstärker. Die hohen Leistungen müssen aus elektronisch geregelten Spannungsquellen mit schlechtem Wirkungsgrad geliefert werden; die Gesamtleistungsaufnahme bei Röhrenverstärkern ist hoch und die Netzteile haben insbesondere bei kleinen Rechnern mit wenigen Verstärkern einen spürbaren Anteil an den Gesamtkosten.

Die Wärmeerzeugung der hohen Verlustleistung stellt bei kompaktem Aufbau für die Drift der Verstärker und die Genauigkeit der Rechenelemente ein ernstes Problem dar.

Demgegenüber ist die Kollektorrestspannung bei Transistoren so klein, daß man mit Rechen-spannungen von  $\pm 10\text{ V}$  noch gute Wirkungsgrade erzielen kann. Die Leistungsaufnahme eines Transistorverstärkers kann bis zu einem

Faktor hundert gegenüber Röhrenverstärkern gesenkt werden; die auftretende Eigenerwärmung ist vernachlässigbar, und die Netzgeräte werden billig. Das Problem der Drift wird allerdings durch die Verminderung der Rechen-spannungen vergrößert.

Bei umfangreichen Analogrechenanlagen ist der Röhrenausfall ein wesentlicher Grund für Betriebsstörungen [2], die durch Verwendung von Transistoren stark eingeschränkt werden können.

Bei den zu erwartenden Vorteilen durch die Verwendung von Transistoren in Operationsverstärkern scheint es richtig zu überlegen, ob und wie man mit den beiden Hauptproblemen, Drift und niedriger Grenzfrequenz, fertig werden kann.

### 2. Zur Wahl der analogen Größe. Spannungs- oder Stromgegenkopplung

Grundlage für die Durchführung der linearen Rechenoperationen — Vorzeichenumkehr, Addition und Integration — ist ein stark gegengekoppelter Verstärker, dessen Verstärkung so hoch ist, daß sein Verhalten fast ausschließlich durch die passiven Gegenkopplungselemente gegeben ist.

Bei Röhrenverstärkern verwendet man heute durchweg eine Parallelgegenkopplung der Ausgangsspannung auf den Eingangsstrom (Bild 1a); die Spannungen am Eingang und Ausgang sind die analogen Größen. Um die Rechenfunktion der idealen möglichst gut anzunähern, muß der Verstärker eine hohe Spannungsverstärkung, hohen Eingangs-widerstand und niedrigen Innenwiderstand haben.

Die Tatsache, daß ein Transistorverstärker im Prinzip ein Stromverstärker mit niedrigem Eingangswiderstand und hohem Innenwiderstand ist, legt den Gedanken nahe, den Strom als analoge Größe [3] und eine Gegenkopplung vom Ausgangsstrom auf die Eingangsspannung zu verwenden (Bild 1b).

Die technische Realisierung dieses Vorschlages trifft auf die prinzipielle Schwierigkeit, daß die Verstärker nicht einseitig geerdet werden können. Beim Summieren z. B. werden mehrere Verstärkerausgänge in Serie geschaltet und

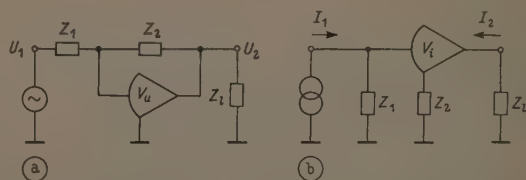


Bild 1. Rechenverstärker mit Spannung (a) und Strom (b) als analoge Größe.

$$a) \frac{U_2}{U_1} = \frac{Z_2}{Z_1}; \text{ Spannungsverstärkung } V_u \rightarrow -\infty.$$

$$b) \frac{I_2}{I_1} = \frac{Z_1}{Z_2}; \text{ Stromverstärkung } V_i \rightarrow -\infty.$$



befinden sich auf unterschiedlicher Spannung gegen Erde. Jeder einzelne Verstärker muß daher eine eigene, gegen Erde kapazitätsarm isolierte, konstante Gleichspannungsversorgung bekommen. Die gesamte Erdkapazität des Verstärkers liegt parallel zum Widerstand  $Z_g$ , der daher niederohmig sein muß. Für hohe Integrationszeitkonstanten macht das große Kondensatoren mit hohen Kapazitätswerten erforderlich. Der ursprüngliche Vorteil des kleinen Eingangswiderstandes gegenüber der Spannungsanalogie geht wieder verloren.

Für allgemeine Zwecke kommt auch beim Transistorverstärker nur eine Parallelgegenkopplung (Bild 1a) in Frage.

### 3. Fehlereinflüsse der Verstärker

Die wesentlichen durch die Gleichspannungsverstärker im Analogrechner verursachten Fehler sind die linearen Fehler, die durch unzureichende Verstärkung und den Verstärkungsabfall nach hohen Frequenzen hin auftreten, und die Drift. Der Frequenzfehler hängt eng mit dem Problem der Stabilisierung gegen Selbsterregung bei starker Gegenkopplung zusammen.

#### a) Lineare oder Frequenzgangfehler

Die Schaltung einer Recheneinheit entspricht für alle genannten linearen Grundoperationen Bild 2, wobei die Widerstände  $Z_1$  und  $Z_2$  für verschiedene Operationen verschiedene komplexe Werte haben. Bei endlichem Eingangs- und Innenwiderstand des Verstärkers mit einer Leerlaufspannungsverstärkung  $V_u$  erhält man den Zusammenhang zwischen Eingangs- und Ausgangsspannung

$$\frac{U_2}{U_1} = -\frac{Z_2}{Z_1} \cdot \frac{rKV_u}{1 + rKV_u} + \frac{Z_1}{Z_1} \cdot \frac{rK}{1 + rKV_u} \quad (1)$$

mit der Schleifenverstärkung der offenen Gegenkopplungsschleife

$$rKV_u = \frac{V_u}{1 + \frac{Z_2}{Z_1} + \frac{Z_2}{Z_e} + \frac{rZ_i}{Z_1} + \frac{rZ_i}{Z_e}} \quad (2)$$

und

$$r = \frac{Z_1}{Z_i + Z_i} \quad (3)$$

Der zweite Summand in Gl. (1) stellt die Vorwärtsübertragung über das passive Gegenkopplungsnetzwerk dar, die bei kleinem Innenwiderstand  $Z_i$  klein bleibt.

Für eine möglichst gute Annäherung der idealen Rechenfunktion

$$\frac{U_2}{U_1} = -\frac{Z_2}{Z_1} \quad (4)$$

kommt es dann einzig und allein auf einen großen Gegenkopplungsgrad  $rKV_u$  an. Die relative Abweichung zwischen Gl. (1) und (4) ist

$$\varepsilon = \frac{1}{1 + rKV_u}; \quad r \approx 1. \quad (5)$$

Die Rechenimpedanzen  $Z_1$  und  $Z_2$  werden in diesem Zusammenhang als fehlerlos angenommen. Bei einem  $n$ -stufigen direktgekoppelten Transistorverstärker (Bild 3) ist mit  $R_e \ll R_2$  die maximale Schleifenverstärkung gegeben durch [4]

$$KV_u = \frac{\frac{R_2}{R_e}}{1 + \frac{R_2}{R_e} + \frac{R_2}{R_1}} \cdot \beta^n \quad (6)$$

und für einen Eingangswiderstand des Verstärkers  $R_e \ll R_1$ ;  $R_2$

$$KV_u \approx \frac{R_2}{R_e} \cdot \beta^n. \quad (7)$$

$\beta$  ist darin die Stromverstärkung einer Stufe in Emitterschaltung ( $30 < \beta < 100$ ).

Die Schleifenverstärkung  $KV_u$  ist bei tiefen Frequenzen groß, wenn 1) die Stromverstärkung der Transistoren

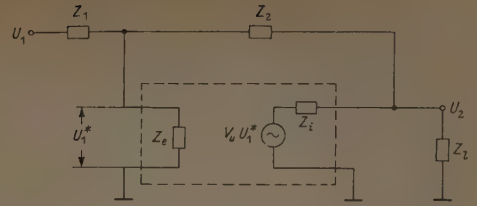


Bild 2. Schaltung des Rechenverstärkers mit Parallel-Gegenkopplung.

$Z_e$  Eingangswiderstand,  
 $Z_i$  Innenwiderstand,  
 $V_u$  Leerlauf-Spannungsverstärkung.

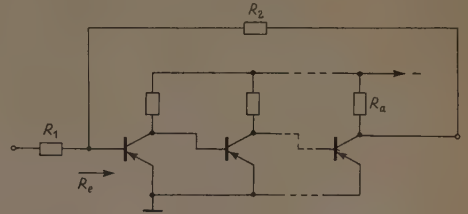


Bild 3. Zur Schleifenverstärkung eines mehrstufigen Transistorverstärkers.

$R_e$  Eingangswiderstand.

möglichst hoch, 2) die Rechenimpedanzen möglichst niedrig sind. Die zweite Forderung ist dadurch begrenzt, daß bei kleinen Widerständen  $R_1$  und  $R_2$  bei der Integration sehr große Kondensatoren erforderlich werden.

Für einen hochwertigen Rechenverstärker wird eine Schleifenverstärkung  $KV_u = 10^4$  verlangt. Mit z. B.  $R_a = 1 \text{ k}\Omega$ ;  $R_2 = R_1 = 200 \text{ k}\Omega$  ergibt sich eine erforderliche Stromverstärkung  $\beta$  für einen dreistufigen Verstärker ( $n = 3$ )  $\beta = 120$ , für einen vierstufigen Verstärker ( $n = 4$ )  $\beta = 38$ . Bei Hochfrequenztransistoren liegt der Mittelwert der Stromverstärkung bei  $\beta = 60$ . Es ist ein vierstufiger Verstärker notwendig.

Die Bandbreite des Verstärkers, über die dieser hohe Gegenkopplungsgrad aufrechterhalten werden kann, hängt von der Stabilitätsbedingung und der  $\beta$ -Grenzfrequenz der Transistoren ab. Als  $\beta$ -Grenzfrequenz ist dabei hier nicht der in üblicher Weise in der Basisschaltung definierte Listenwert einzusetzen, sondern diejenige Frequenz, bei der die Stromverstärkung  $\beta$  in Emitterschaltung gleich eins wird. Diese Grenzfrequenz bestimmt das asymptotische Verhalten einer Verstärkerstufe [4] vergleichbar mit dem  $S/C$ -Verhältnis bei Röhren; sie kann wegen der zusätzlichen Phasendrehung im Frequenzgang der Stromverstärkung, insbesondere bei Drifttransistoren, erheblich unterhalb der üblicherweise angegebenen  $\alpha$ -Grenzfrequenz liegen [5].

Nach Bode [6] ergibt sich bei 10 db Dämpfungs- und 30° Phasensicherheit eine Bandbreite  $B$  für einen Gegenkopplungsgrad  $KV_u$  eines vierstufigen Verstärkers

$$B \approx \frac{f_\beta}{5 \cdot 2^{2 \lg KV_u}} \quad (8)$$

Für  $f_\beta = 5 \text{ MHz}$  und  $KV_u = 10^4$  erhält man eine Bandbreite  $B = 4 \text{ kHz}$ . Das ist weit mehr als für einen hochwertigen Rechenverstärker von Interesse ist.

Die Aufgabe der Stabilisierung eines stark gegengekoppelten Rechenverstärkers wird allerdings dadurch erschwert, daß er sowohl beim Summieren als auch beim Integrieren (u. U. auch Differenzieren) mit ausreichender Phasensicherheit stabil sein soll. Außerdem müssen die Rechen-

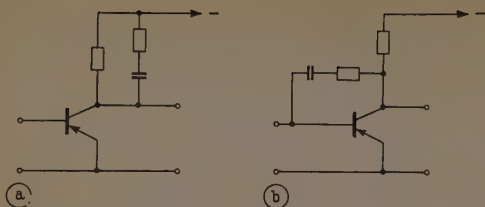


Bild 4. Möglichkeiten der Beeinflussung des Frequenzganges der Verstärkung einzelner Stufen.

- a) durch frequenzabhängigen Außenwiderstand,  
b) durch frequenzabhängige interne Gegenkopplung.

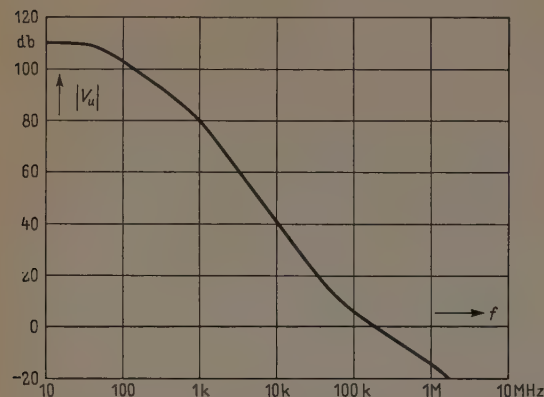


Bild 5. Gemessene Leerlauf-Spannungsverstärkung eines vierstufigen Transistorverstärkers.

Innenwiderstand  $R_i = 100 \Omega$ ,  
Eingangswiderstand  $R_e = 20 \text{ k}\Omega$ .

verstärker am Eingang und Ausgang kapazitiv belastbar sein. Man macht deshalb die Bandbreite niemals größer als unbedingt für die Rechengenauigkeit erforderlich (etwa 100 Hz). Beim Transistorverstärker gelten dabei die gleichen Gesichtspunkte wie bei Röhrenverstärkern. Zur Erzeugung des langsamen Abfalls der Schleifenverstärkung  $KV_u$  mit wachsender Frequenz gibt es grundsätzlich drei Möglichkeiten [7]:

1. Frequenzabhängige Außenwiderstände einzelner Stufen (Bild 4a),
2. Frequenzabhängige Gegenkopplung (Bild 4b), und schließlich
3. einen frequenzabhängigen Gegenkopplungsfaktor  $K$ .

Die ersten beiden Möglichkeiten sind im linearen Fall gleichwertig; die letzte ist nur beschränkt anwendbar, da sie die Rechenfunktion direkt beeinflusst.

Zusammenfassend läßt sich sagen, daß die Transistoren in Rechenverstärkern eine möglichst hohe Grenzfrequenz und Stromverstärkung haben sollen. Mit Transistoren mit einer Grenzfrequenz von 10 MHz und einer mittleren Stromverstärkung  $\beta = 60$  kann man hochwertige Verstärker bauen. Bild 5 zeigt den Frequenzgang der Verstärkung eines direkt gekoppelten vierstufigen Transistorverstärkers.

#### b) Drift oder Nullpunktfehler

Drift ist eine bekannte Erscheinung bei allen Gleichspannungsverstärkern; auch bei geerdetem Eingang ( $U_1 = 0$ ) erscheint eine spontan schwankende Ausgangsspannung  $U_a$ . Rein formal kann man die am Ausgang beobachtete Driftspannung auf eine Driftspannung  $e$  und einen Strom  $i$  am Eingang eines idealen Verstärkers zurückführen (Bild 7a).

Die Aufteilung in Driftspannung und Eingangsstrom erweist sich für verschiedene Betrachtungen, z. B. den Vergleich verschiedener Stabilisierungsverfahren, als zweckmäßig. Es ist aber grundsätzlich nicht möglich, experimentell zu entscheiden, wie sich der am Verstärkerausgang beobachtete Nullpunktfehler auf Driftspannung  $e$  und Eingangsstrom  $i$  aufteilt, die beide besonders beim Transistor stark von der Art der Arbeitspunkteinstellung abhängen.

Bei Transistorverstärkern ist durch Schwankungen der Umgebungstemperatur von vornherein eine sehr starke Drift zu erwarten [8]. Besonders der Eingangsstrom ist sicher viele Größenordnungen größer als der Gitterstrom von Röhren.

Obgleich prinzipiell alle Stufen eines Gleichspannungsverstärkers zur Drift beitragen, genügt es, die erste Stufe allein zu betrachten, da die Drift folgender Verstärkungsstufen um die davorliegende Stufenverstärkung vermindert eingeht.

Um uns ein Bild von der Größe der Drift der Eingangsstufe zu machen, betrachten wir einen Emittterverstärker (Bild 6a). Durch die negative Basisvorspannung  $U$  fließt ein Kollektorstrom  $I_c$ , der sich bei zunehmender Temperatur vergrößert, durch Änderungen des Kollektorreststromes  $I_{c0}$  um  $\Delta I_{c0}$ , der Basisvorspannung  $U_{eb}$  um  $\Delta U_{eb}$  und der Stromverstärkung  $\alpha$  um  $\Delta \alpha$  [8], [9]. Damit wieder der gleiche Kollektorstrom fließt wie bei der Ausgangstemperatur, muß man die Spannung  $U$  vermindern um einen Betrag

$$\Delta U = \Delta U_{eb} + R_b (\Delta I_{c0} + \Delta \alpha I_c). \quad (9)$$

Bei einer Temperaturänderung von 20°C auf 50°C sei z.B., für einen Ge-Transistor  $\Delta U_{eb} = 60 \text{ mV}$ ,  $\Delta I_{c0} = 10 \mu\text{A}$ ,  $\Delta \alpha = 0,01$ . Mit  $R_b = 10 \text{ k}\Omega$  und  $I_c = 0,2 \text{ mA}$  ergibt sich daraus  $\Delta U = 60 \text{ mV} + 100 \text{ mV} + 20 \text{ mV} = 180 \text{ mV}$ . Diese Spannung ist per Definition die Driftspannung. Sie ist um so kleiner, je kleiner der Basiswiderstand  $R_b$  und der Kollektorstrom  $I_c$  ist, den man wegen des Rauschens sowieso zweckmäßig klein macht [10].  $\Delta \alpha$  ist um so kleiner, je größer die Stromverstärkung  $\alpha$  ist [9]. Alle drei Summanden der Gl. (9) liefern etwa gleiche Beiträge zur Driftspannung; nur der zweite wird durch die Verwendung von Si-Transistoren wegen des sehr viel kleineren Reststromes vernachlässigbar klein, so daß ihr Vorteil gering und ihre Verwendung bei ihrem heute noch hohen Preis problematisch ist.

#### 4. Driftkompensation und automatische Nullpunktsskorrektur

Eine naheliegende, einfache aber auch wenig wirkungsvolle Art, die Drift zu reduzieren, ist ihre Kompensation durch Zuschalten temperaturabhängiger Widerstände oder von weiteren Transistoren mit gleichem Temperaturgang [11], [12]. Die am häufigsten angewendete Methode ist eine brückenartige Gegentak- oder Differentialschaltung, bei der sich die Störungsgrößen durch das Brückengleichgewicht aufheben, während das zu verstärkende Signal die

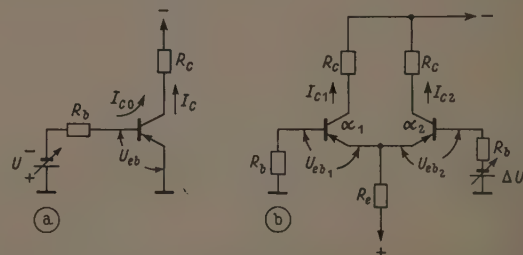


Bild 6. Direkt gekoppelte Eingangsstufe des Gleichspannungsverstärkers.

- a) Einzelstufe,  
b) Differentialstufe.



Transistoren im Gegentakt aussteuert (Bild 6b), [13], [14]. Diese Maßnahmen setzen aber gleiche Transistoren voraus, bei denen die Störgrößen den gleichen Temperaturgang haben.

Sind z. B. im Bild 6b die beiden Transistoren gleich, so ändern sich die Kollektorströme  $I_{e1}$  und  $I_{e2}$  um gleiche Beträge und die Gegentakt-Ausgangsspannung bleibt null. Sind die Transistoren — wie das praktisch immer der Fall ist — verschieden, so ändern sich die Störgrößen beider um verschiedene Beträge  $\Delta\alpha$ ,  $\Delta I_{e0}$ ,  $\Delta U_{e0}$ , was man durch Zufügen einer Spannung  $\Delta U$  an einer der Basen ausgleichen kann (Bild 6b), wobei

$$\Delta U = \Delta(\Delta U_{e0}) + R_b[\Delta(\Delta I_{e0}) + \Delta(\Delta\alpha)I_{e0}]. \quad (10)$$

Da insbesondere die  $\Delta I_{e0}$  und  $\Delta\alpha$  praktisch sehr verschieden sind, ist der Gewinn gegenüber Gl. (9) bescheiden, jedenfalls spricht weniger als eine Größenordnung.

Wirksamer ist eine echte Nullpunktskorrektur. In Bild 7 sind die bekannten Möglichkeiten zur Driftverminderung zusammengestellt. Als Ursachen für den Nullpunktfehler sind eine Driftspannung  $e$  und ein Eingangsstrom  $i$  am Eingang eines idealen Verstärkers mit der Verstärkung  $V \gg 1$  angenommen. In den Formeln sind die Ausgangsspannungen  $U_2$  bei geerdetem Eingang jeweils für den Summenverstärker und den Integrator als Folge dieser Fehlereinflüsse angegeben.

Eine theoretisch mögliche Kompensation von  $e$  und  $i$  durch eine Gegenspannung und einen Gegenstrom führt nicht zu befriedigenden Ergebnissen, da  $e$  und  $i$  nach dem vorher Gesagten unübersehbaren Schwankungen unterworfen sind. Eine Kompensation ist nur sinnvoll, wenn sie von Zeit zu Zeit der augenblicklichen Driftspannung angepaßt wird. Das ist im repetierenden Rechner möglich [15], wenn in den Rechenpausen ein Kondensator  $C_0$  auf die Driftspannung  $e$  aufgeladen wird, Bild 7b. Der Einfluß des Eingangsstromes auf die Ausgangsspannung, die jetzt beim Integrieren sogar quadratisch mit der Zeit ansteigt, wird verstärkt. Diese Lösung ist nur anwendbar, wenn der Eingangsstrom extrem klein ist und die hauptsächliche Driftursache die Driftspannung ist. Das ist der Fall bei Röhrenverstärkern mit Gitterströmen von weniger als  $10^{-10}$  A, nicht aber bei Transistorverstärkern.

Eine echte Driftkorrektur erhält man, wenn man den Nullpunkt des Gleichstromverstärkers über einen driftfreien Hilfsverstärker mit der Verstärkung  $A$  laufend nachregelt, Bild 7c. Der Hilfsverstärker kann dabei relativ schmalbandig sein, da sich die Driftspannung  $e$  nur langsam ändert. Damit er selbst keinen Nullpunktfehler hat, wird seine Eingangsspannung mit einem mechanischen Zerkacker (chopper) moduliert, in einem Wechselspannungsverstärker verstärkt und anschließend phasenrichtig gleichgerichtet [16]. Die Driftspannung wird um den Faktor der Hilfsverstärkung  $A$  vermindert; der Einfluß des Eingangsstromes wird von dieser Maßnahme nicht berührt.

Blockt man den Eingangsstrom durch einen Kondensator  $C_0$  ab (Bild 7d), so fließt er über den Ableitwiderstand  $R_0$  und hat praktisch keinen Einfluß auf die Ausgangsspannung mehr.

Eine weitere Möglichkeit, den Einfluß des Eingangsstromes zu eliminieren, ist die Erweiterung des Rechenverstärkers zu einer Brückenschaltung, Bild 7e. Die Spannung im Nullzweig der Brücke wird durch den Hilfsverstärker  $A$  jetzt auf Null geregelt, gleichgültig ob sie von einer Driftspannung oder dem Eingangsstrom herrührt. Es ist allerdings die doppelte Zahl von Rechenimpedanzen erforderlich [17].

Die Schaltungen nach Bild 7d und e kommen für hochwertige Transistorverstärker in Frage. Sie haben neben der Driftkorrektur noch den wesentlichen Vorteil, daß die Verstärkung bei tiefen Frequenzen nun gleich dem Produkt  $AV$  ist. Das ist bei der Integration über eine lange Zeit von Bedeutung.

Bild 8 zeigt die Drift eines mit einem mechanischen Zerkacker chopper-stabilisierten Transistorverstärkers als

A		$Z_2 = R_2$	$U_2 = e \left(1 + \frac{R_2}{R_1}\right) + i R_2$
		$Z_2 = \frac{1}{pC}$	$U_2 = e \left(1 + \frac{t}{R_1 C}\right) + i R_1 \frac{t}{R_1 C}$
B		$Z_2 = R_2$	$U_2 = i R_2 + \frac{i}{C_0} \left(1 + \frac{R_2}{R_1}\right) \cdot t$
		$Z_2 = \frac{1}{pC}$	$U_2 = \frac{i}{C_0} \left(1 + \frac{C_0}{C}\right) t + \frac{1}{2} \frac{i}{R_1 C C_0} t^2$
C		$Z_2 = R_2$	$U_2 = \frac{e}{A} \left(1 + \frac{R_2}{R_1}\right) + i R_2$
		$Z_2 = \frac{1}{pC}$	$U_2 = \frac{e}{A} \left(1 + \frac{t}{R_1 C}\right) + i R_1 \frac{t}{R_1 C}$
D		$Z_2 = R_2$	$U_2 = \frac{e}{A} \left(1 + \frac{R_2}{R_1}\right)$
		$Z_2 = \frac{1}{pC}$	$U_2 = \frac{e}{A} \left(1 + \frac{t}{R_1 C}\right) + \frac{C_0}{C} i R_0$
E		$Z_2 = R_2$	$U_2 = \frac{e}{A} \left(1 + \frac{R_2}{R_1}\right) + \frac{i}{A} R_2$
		$Z_2 = \frac{1}{pC}$	$U_2 = \frac{e}{A} \left(1 + \frac{t}{R_1 C}\right) + \frac{i R_1}{A} \cdot \frac{t}{R_1 C}$

Bild 7. Übersicht über die bekannten Verfahren zur Driftverminderung ( $V \gg 1$ ,  $A \gg 1$ ).

Funktion der Temperatur, die bei Transistoren den bei weitem stärksten Einfluß hat. Die Drift am Ausgang des Umkehrverstärkers bleibt für Umgebungstemperaturen zwischen  $15^\circ\text{C}$  und  $35^\circ\text{C}$  unter  $10 \mu\text{V}$  und ist damit vergleichbar mit den Werten guter Röhrenverstärker. Die Hilfsverstärkung ist  $A = 10000$ .

## 5. Der Transistor als genauer elektronischer Modulator-Schalter

In Bild 7 war als Modulator für den Hilfsverstärker  $A$  ein mechanischer Zerkacker angenommen worden, der den Anforderungen eines idealen Schalters wenigstens bezüglich der statischen Eigenschaften am nächsten kommt [18]. Im idealen Schalter fließt im offenen Zustand unabhängig von der angelegten Spannung kein Strom, im geschlossenen Zustand ist die Spannung am Schalter null, unabhängig vom durchfließenden Strom.

Die Untersuchungen von Bright [19] haben gezeigt, daß sich das Verhalten des Transistors dem des idealen Schalters für manche Anwendungen weitgehend annähert und der Transistor dann den mechanischen Zerkacker ersetzen kann [20], [21], [22].

Beim Transistorschalter bleibt im geschlossenen Zustand eine Restspannung  $u_0$  bestehen, im geöffneten Zustand fließt ein kleiner temperaturabhängiger Reststrom  $i_0$ . Diese Größen sind im inversen Betrieb [19], d. h. bei Aussteuerung zwischen Basis und Kollektor außerordentlich klein. Insbesondere die Restspannung ist sehr temperaturkonstant [23], während der Reststrom dem Exponentialgesetz des Transistorperistromes  $I_{e0}$  folgt. Der Transistorzerhacker setzt deshalb einen niedrigen Quellwiderstand voraus [24], der beim Rechenverstärker im Analogrechner nicht ge-



Bild 8. Gemessene Drift über der Temperatur am Ausgang eines chopperstabilisierten Umkehrverstärkers mit  $R_1 = R_2 = 200 \text{ k}\Omega$

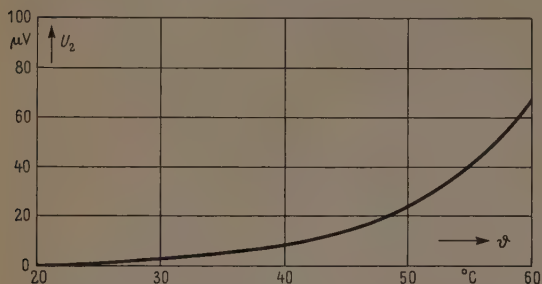


Bild 9. Vereinfachte Ersatzschaltung des Transistors als Schalter; typisch für Ge-HF-Transistor;  $u_0 = 0,2 \text{ mV}$ ;  $i_0 = 0,05 \text{ }\mu\text{A}$ .

ben ist. Eine Verkleinerung der Einstromung ergibt sich bei Si-Transistoren [25].

Bei Rechenwiderständen von  $100 \text{ k}\Omega$  erhält man mit dem Transistorzerhacker einen Nullpunktsfehler, der wenigstens zwei Größenordnungen über dem mit mechanischen Zerhackern Erreichbaren liegt. Man erzielt aber einen sehr viel kleineren Nullpunktsfehler, als er bei Verwendung kompensierter Eingangsstufen möglich ist [26], [27], [28]. Ein mit Transistorzerhacker stabilisierter Gleichspannungsverstärker benötigt außerdem keine ausgesuchten Transistoren.

Der Vorteil des Transistorzerhackers gegenüber dem mechanischen Kontakt liegt vor allem in der möglichen hohen Schaltfrequenz, dem Fehlen bewegter Teile und der dadurch bedingten Unempfindlichkeit gegen Erschütterungen, der hohen Lebensdauer, den kleinen Abmessungen und dem geringen Leistungsbedarf.

## 6. Zusammenfassung

Trotz der Schwierigkeiten, die die Verwendung von Transistoren in Gleichspannungsverstärkern mit sich bringt, ist ihre Verwendung wegen der Vorteile der geringen Abmessungen, niedrigen Verlustleistung und hohen Lebensdauer zweckmäßig und die Lösung der damit verbundenen Probleme auch bei höchsten Ansprüchen möglich.

Damit die linearen Fehler klein bleiben, müssen die verwendeten Transistoren eine möglichst hohe Stromverstärkung  $\beta$  und Grenzfrequenz  $f_\beta$  haben. Mit einem vierstufigen Verstärker ist eine Schleifenverstärkung von  $10^4$  erreichbar.

Wegen der stark temperaturabhängigen Ströme ist die Verwendung eines nichtstabilisierten Verstärkers in den seltensten Fällen möglich. Einer temperaturkompensierten Eingangsstufe ist stets eine automatische Nullpunktskorrektur mit einem Transistorzerhacker vorzuziehen. Die Verwendung von Si-Transistoren bringt nur dort einen nennenswerten Vorteil, wo die Umgebungstemperatur oberhalb der für Ge-Transistoren vorgeschriebenen Grenze liegt, da der Reststrom  $I_{00}$  nur eine von drei nahezu gleichwertigen Driftursachen ist, und nur dieser bei Si-Transistoren kleiner ist.

Die Rechenimpedanzen sollen wegen des geringen Eingangswiderstandes des Transistorverstärkers möglichst niederohmig sein; eine Grenze stellen die bei der Integration erforderlichen Kapazitätswerte dar.

## Literatur

- [1] G. A. Korn, T. M. Korn: Electronic analog computers. McGraw Hill, New York 1956, S. 250.
- [2] B. Loveman: REAC computer reliability. Tele Tech and Electronic Industries, March 1954, S. 79–150.
- [3] B. P. Kerfoot: Transistors in current analog-computing. IRE Transact., vol. EC - 5, June 1956, S. 86–90.
- [4] G. Meyer-Brötz, K. Felle: Die Dimensionierung von Transistor-Breitbandverstärkern. Nachrichtent. Zeitschrift, Bd. 9, November 1956, S. 498–503.
- [5] R. P. Abraham: A wide band transistor feedback amplifier. 1957 IRE Wescon Convention Record Pt. 2, S. 10–13.
- [6] H. W. Bode: Network analysis and feedback amplifier design. D. van Nostrand, New York 1945.
- [7] F. H. Blecher: Transistor circuits for analog and digital systems. Bell. Syst. Techn. Journ., vol. 35, No. 2, March 1956, S. 293–332.
- [8] W. Gärtner: Temperature dependence of junction transistor parameters. Proc. IRE, vol. 45, May 1957, S. 662–680.
- [9] W. Guggenbühl, B. Schneider: Zur Stabilisierung des Gleichstromarbeitspunktes von Flächentransistoren. A. E. Ü., Bd. 10, September 1956, S. 361–375.
- [10] S. Schubert: Transistorrauschen im Niederfrequenzgebiet. AEÜ, Bd. 11, September 1957, S. 379–385.
- [11] R. H. Beter: Directly coupled transistor circuits. Electronics, vol. 28, June 1955, S. 132–136.
- [12] E. Keonjian: Temperature compensated DC Transistor amplifier. Proc. IRE, vol. 42, July 1954, S. 661–671.
- [13] R. B. Hurley: Designing transistor circuits — DC amplifiers. Electronic Equipment, vol. 5, March 1957, S. 34–39.
- [14] L. Depian, R. E. Smith: A stabilized DC differential transistor amplifier. Communication and Electronics, No. 36, May 1958, S. 157–159.
- [15] D. G. Prinz: DC amplifiers with automatic zero adjustment and input current compensation. Journal Sci. Instr., vol. 24, Dec. 1947, S. 328–331.
- [16] A. E. Goldberg: Stabilisation of wide band DC amplifiers for zero and gain. RCA-Review, vol. 11, June 1950, S. 296–300.
- [17] H. Hamer: A stabilized driftless analog integrator. IRE Transact., vol. EC — 3, Dec. 1954, S. 19–20.
- [18] P. T. McCauley: The use of choppers in DC amplification The Magazine of Datamation, vol. 3, Oct. 1957, S. 26–30.
- [19] R. L. Bright: Junction transistors used as switches Communication and Electronics, No. 17, March 1955, S. 111 bis 121.
- [20] A. P. Kruper: Switching transistors used as a substitute for mechanical low level choppers. Communication and Electronics, No. 17, March 1955, S. 141–144.
- [21] R. L. Bright, A. P. Kruper: Transistor choppers for stable DC amplifiers. Electronics, vol. 28, April 1955, S. 135–137.
- [22] G. B. B. Chaplin, A. R. Owens: Some transistor input stages for high gain DC amplifiers. Proc. IEE, Pt. B, vol. 105, May 1958, S. 249–257.
- [23] W. Schneider: Der Transistor als genauer elektronischer Schalter. Vortrag auf der NTG-Tagung, Nürnberg, April 1959; erscheint demnächst in NTF.
- [24] P. L. Burton: A transistor DC chopper amplifier. Electronic Engineering, vol. 29, Aug. 1957, S. 393–397.
- [25] J. Giorgis, C. C. Thompson: Silicon transistor performance in a chopper application. Application and Industry, No. 37, July 1958, S. 113–119.
- [26] H. F. Harris, T. E. Smith: Low level transistorized chopper amplifier. IRE Transact., vol. TRC — 3, No. 1, April 1957, S. 3.5.
- [27] M. L. Klein: Techniques for stabilizing DC transistor amplifiers. 1958 Wescon Conv. Record, Pt. 2, S. 94–103.
- [28] G. B. B. Chaplin, A. R. Owens: A transistor high gain chopper type DC amplifier. Proc. IEE, Pt. B, vol. 105, May 1958, S. 258–266.



# Untersuchung von Schalttransistoren

von H. J. HARLOFF

Zentral-Laboratorium  
der Siemens & Halske AG  
München

## Studies on Switching Transistors

Elektronische Rechenanlagen 1 (1959) H. 4, S. 191—192  
Manuskripteingang: 5. 9. 1959

*Anwender und Hersteller von Transistoren unterscheiden Verstärker- und Schalttransistoren. Erstere verstärken kleine Signale, letztere schalten Signale großer Amplitude. Sperr- und Sättigungsverhalten kennzeichnen einen Schalttransistor statisch, die Schaltzeiten beschreiben den Umschaltvorgang. Das Schaltverhalten eines Transistors wird mit eingepprägten Strom-, Spannungs- oder Ladungs-Steuerimpulsen untersucht.*

*Users and producers of transistors make a distinction between amplifying and switching transistors. The former amplify small signals in a linear way, the latter switch signals of large amplitude. Cut-off and saturation characteristics describe a switching transistor statically whilst the transient process is characterized by switching times. The switching characteristics of a transistor are tested by drive pulses of constant current, constant voltage or constant charge.*

### 1. Schalttransistoren in Rechenanlagen

Ein linear verstärkender Transistor wird von einem festen Arbeitspunkt aus innerhalb des linearen Teils seines Kennlinienfeldes angesteuert. Das Verhalten eines Verstärkertransistors läßt sich ausreichend kennzeichnen durch die Kenndaten, die in der unmittelbaren Umgebung des Arbeitspunktes gemessen werden (Kleinsignal-Kenndaten). Die Technik moderner digitaler Rechenanlagen verwendet Transistoren hingegen meist als (nichtlineare) Verstärker von Impulsen großer Amplitude, als Impulsschalter. Schalttransistoren werden durch sprungförmige Spannungs- oder Stromänderungen zwischen zwei festen Betriebszuständen hin- und hergeschaltet. Es interessiert sowohl ihr statisches Verhalten in diesen beiden Zuständen als auch vor allem das dynamische Verhalten während des Übergangs. Die Untersuchung von Schalttransistoren muß also sowohl ihr Gleichstromverhalten in den festen Betriebspunkten wie ihr Impulsverhalten während des Umschaltens erfassen.

### 2. Das Gleichstromverhalten der Schalttransistoren

Man wählt als feste Betriebszustände, zwischen denen ein Schalttransistor hin- und hergesteuert wird, meist einerseits den Sperrzustand und andererseits den Sättigungszustand [1]. Im Sperrzustand durchfließen nur die vernachlässigbar geringen Sperrströme den Transistor, im Sättigungszustand begrenzt der äußere Arbeitswiderstand den Kollektorstrom. Beide Zustände lassen sich — durch eine ausreichende Sperrspannung einerseits und durch genügend starke Übersteuerung andererseits — so stabilisieren, daß kleine Schwankungen der Betriebsparameter wirkungslos bleiben. Außerdem ist in beiden Fällen die Verlustleistung im Transistor gering.

Die Sperrspannungen und -ströme kennzeichnen das Verhalten des Transistors im Sperrzustand. Die Sperrströme mißt man wegen ihrer Temperaturabhängigkeit bei erhöhter Temperatur, sie sollten auch dann noch um mindestens zwei Zehnerpotenzen geringer sein als der Kollektorstrom des gesättigten Transistors.

Im Sättigungszustand bestimmt die Sättigungs-Gleichstromverstärkung — die *Schaltstromverstärkung* — eines Transistors den bei vorgegebenem Kollektorstrom erforderlichen Steuerstrom. Bei der Messung der Schaltstromverstärkung gibt man, z. B. in Emitterschaltung, den Kollektorstrom und den der minimalen Stromverstärkung entsprechenden Basissteuerstrom vor und bestimmt die Restspannungen zwischen Emittor und Kollektor sowie zwischen Emittor und Basis.

### 3. Das Umschalten der Transistoren

Zahlreiche Arbeiten versuchen, das Verhalten eines Transistors beim wechselweisen Übergang zwischen Sperr- und Sättigungszustand theoretisch zu klären. Zumeist berechnet man, wie z. B. Moll [2], den zeitlichen Verlauf des Kollektorstromes bei bekanntem Zeitverlauf von Steuerstrom oder Steuerspannung an Emittor oder Basis. Die Grenzfrequenz, die Stromverstärkung und andere „Kleinsignal“-Daten gehen als Parameter in die Rechnung ein.

Nach einer anderen Betrachtungsweise geht man davon aus, daß die Trägerbewegungen im Transistor durch Raumladungen gesteuert werden, und berechnet die zum Aufbau und Abbau der Ladungen benötigten Zeiten [3], [4]. Diese „Raumladungs-Analyse“ des Schaltverhaltens ist den physikalischen Vorgängen im Transistor besonders angepaßt und gewinnt zunehmend an Interesse [8].

Aber schon in den Ansätzen zur Berechnung der Schaltvorgänge ist man zu vereinfachenden Annahmen gezwungen, um den mathematischen Aufwand erträglich zu halten. Deshalb hat die experimentelle Untersuchung des Verhal-

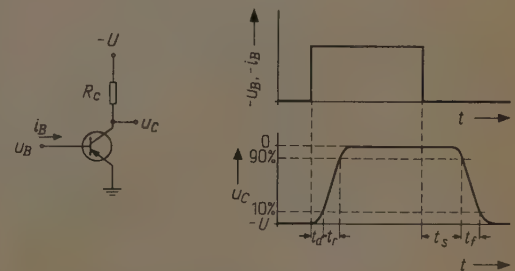


Bild 1. Die Schaltzeiten des Transistors.

- $t_d$  Verzögerungszeit (delay time),
- $t_r$  Anstiegszeit (rise time),
- $t_s$  Speicherzeit (storage time),
- $t_f$  Abfallzeit (fall time).

tens beim Umschalten nicht nur für den Schaltungstechniker und den Transistor-Hersteller, sondern auch für den Theoretiker große Bedeutung.

Die Untersuchungsmethoden laufen meist auf die Messung der „Schaltzeiten“ der Transistoren hinaus. Der Transistor wird hierzu am Emittor oder an der Basis mit einem möglichst ideal rechteckförmigen Spannungs- oder Stromimpuls angesteuert (Bild 1). Infolge seiner Trägheit verschleift

der Transistor die Form des Impulses. Man definiert entsprechend dem Impulsdiagramm im Bild 1 vier Schaltzeit-Kennwerte für den Kollektorstrom: Die „Verzögerungszeit“  $t_d$ , die „Anstiegszeit“  $t_r$ , die „Speicherzeit“  $t_s$  und die „Abfallzeit“  $t_f$ . Wichtige Aufschlüsse geben auch die Strom- und Spannungsverläufe an Basis und Emitter.

#### 4. Methoden zur Messung des Umschaltverhaltens

Bild 2a zeigt das Prinzip der Schaltzeitmessung am Beispiel eines Transistors in Emitterschaltung. Man prägt hierbei entweder der Basis-Emitter-Strecke über einen relativ hohen Vorwiderstand  $R_v$  einen steuernden Stromimpuls ein, oder man gibt aus einem Generator sehr geringen

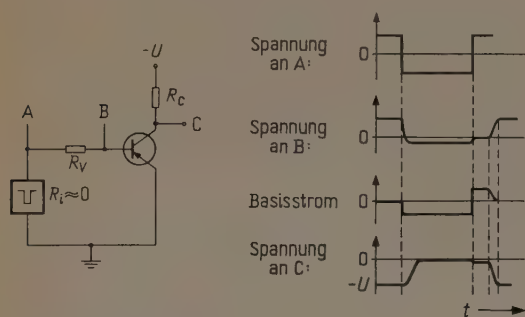


Bild 2. Schaltzeitmessung.

a) Prinzipschaltung,

$R_v$  groß: Messung mit eingepprägtem Basisstrom,  
 $R_v$  klein: Messung mit eingepprägter Basisspannung.

b) Spannungs- und Stromverlauf bei Messung mit eingepprägtem Basisstrom.

Innenwiderstandes einen Spannungsimpuls zwischen Basis- und Emittierelektrode vor. Die „Antwort“ des Transistors fällt für diese zwei Fälle verschieden aus.

Bei *Stromansteuerung* [5] (Bild 2b) folgt die Basisspannung (Punkt B) nicht dem eingepprägten Basisstrom, sondern sie erreicht erst dann ihren Endwert, wenn die dem stromführenden Zustand entsprechende Raumladungsverteilung in der Basiszone erreicht ist. Die Verzögerung des Kollektorstromanstiegs (Punkt C) entsteht dadurch, daß der Steuerstrom zunächst die auf ein Sperrpotential aufgeladene Eingangskapazität des Transistors umladen muß und daß außerdem die Ladungsträger für den Weg vom Emitter zum Kollektor eine endliche Zeit benötigen. Die Anstiegsdauer des Kollektorstroms hängt dann u. a. von der Grenzfrequenz und der Stromverstärkung des Transistors ab.

Setzt man voraus, daß der Steuerimpuls den Transistor bis in die Sättigung aussteuert, so sind die Basisströme während des Impulses und im ersten Augenblick nach dem Sperren gleich groß, aber entgegengesetzt gerichtet

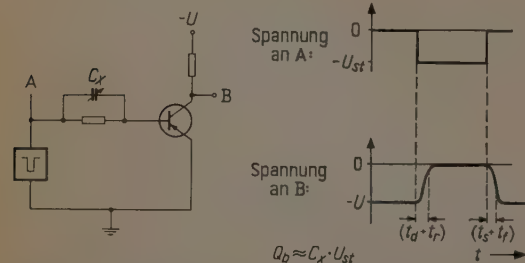


Bild 3. Messung der Basisraumladung bei vorgegebenen Schaltzeiten.

(Bild 2b). Während dieser Speicherzeit verschwinden die überschüssigen Ladungsträger durch Rekombination und Abwanderung aus dem Basisraum; so lange behalten Basis- und Kollektorspannung etwa ihren bisherigen Wert bei (Punkte B und C). Die Speicherzeit hängt also u. a. vom Maß der Übersättigung und von der Größe des beim Sperren eingepprägten Basisstromes ab. Nach der Speicherzeit nehmen Basis- und Kollektorstrom innerhalb der Abfallzeit bis auf die Sperrstromwerte ab, während die Basisspannung bis auf das Sperrpotential ansteigt.

Bei *Spannungsansteuerung* (vgl. z. B. [6]) können zu Beginn und am Ende des Steuerimpulses relativ hohe Stromspitzen die Basis-Emitter-Strecke des Transistors durchfließen. Aus dem zeitlichen Verlauf dieser Stromspitzen kann man auf die Zeitabhängigkeit der Umladevorgänge im Transistor schließen, das Zeitintegral ergibt die zum Sättigen oder Sperren benötigte Basisraumladung.

Der Kollektorstrom zeigt qualitativ dasselbe Verhalten wie bei Stromansteuerung. Da aber während des Umschaltens relativ hohe Steuerströme fließen können, führt die Spannungsansteuerung zu kürzeren Schaltzeiten als die Stromansteuerung.

In der Schaltungsanwendung — man denke z. B. an eine bistabile Kippschaltung — liegt meist weder reine Strom- noch reine Spannungsansteuerung der Transistoren vor. In einer speziell angepaßten Meßschaltung kann man das Verhalten der Transistoren auch anwendungsnah untersuchen.

Der in [3] und [4] durchgeführten Herleitung des Schaltverhaltens aus dem Raumladungswechsel im Transistor steht die Meßmethode nach Bild 3, eine *Ladungsansteuerung*, nahe. Mit Hilfe der veränderlichen Kapazität  $C_x$  bestimmt man diejenige Steuerladung, die den Transistor innerhalb der vorgegebenen Zeiten ( $t_d + t_r$ ) oder ( $t_s + t_f$ ) sättigt oder sperrt [7]. Der zum Kondensator  $C_x$  parallele Widerstand führt nur noch den zum Aufrechterhalten der Sättigung erforderlichen Gleichstrom und die statische Sperrspannung zu. Diese Methode vereinfacht also die Zeitmessung und ergänzt sie durch eine leicht ausführbare Kapazitätsmessung.

Das statische Verhalten und die Umschaltgeschwindigkeit der Transistoren bestimmen weitgehend die Betriebssicherheit und die Arbeitsgeschwindigkeit digitaler Rechenanlagen. Sowohl an das Gleichstromverhalten als auch an das Umschaltverhalten der Transistoren muß man deshalb bestimmte Forderungen stellen. Diese lassen sich aus den bei linear verstärkenden Transistoren üblichen Kennwerten nicht ohne weiteres ermitteln. Die hier besprochenen Untersuchungsmethoden gestatten das Erarbeiten und Festlegen der für Schalttransistoren in Rechenanlagen wichtigen Kenngrößen.

#### Literatur

- [1] K. Goffau und K. Braun: Schaltkreise mit Transistoren in nachrichtenverarbeitenden Anlagen. Elektron. Rechenanl. 1 (1959), S. 20—28.
- [2] J. L. Moll: Large Signal Transient Response of Junction Transistors. Proc. Inst. Radio Engrs. 42 (1954), S. 1773—1784.
- [3] R. Beaufoy und J. J. Sparke: The Junction Transistor as a Charge-Controlled Device. A. T. E.-J. 13 (1957), S. 310—327.
- [4] L. J. Varnerin: Stored Charge Method of Transistor Base Transit Analysis. Proc. Inst. Radio Engrs. 47 (1959), S. 523—527.
- [5] General Electric Transistor Manual. 3. Edition, S. 73. General Electric Company, Syracuse, New York 1958.
- [6] G. Haas: Grundlagen und Bauelemente elektronischer Ziffern-Rechenmaschinen, Teil II. Valvo-Berichte IV (1958), S. 138.
- [7] Nach Datenblättern für Schalttransistoren z. B. der Firmen RCA und Texas-Instruments.
- [8] J. M. Early: Stored Charge Analysis of Transistors. IRE Wescon Convention Rec. 3 (1959) Part 2, S. 127.



# Apparate und Anlagen

## The 501 System\*)

### General

The RCA 501 is a new Electronic Data Processing System of intermediate and large scale. The system is flexible and has been designed to handle commercial data processing applications. The equipment has been under development for approximately three years and is now in production at RCA, Camden, New Jersey.

The RCA 501 has the following features:

1. True variable data organization.
2. Expandable random access core memory; up to 262,144 alphabetic-numeric characters.
3. High data transfer rate to and from magnetic tape; 33,333 characters per second.
4. Directly addressable magnetic tape stations; up to 63 in number.
5. Simultaneous operations read-write, read-compute, write-compute.
6. Built-in accuracy controls.
7. Great programming flexibility to minimize cost of application.

\*) Dieser Beitrag wurde für die „Elektron. Rechenanl.“ geschrieben von J. A. Brustman, High Speed Computer Division der Radio Corporation of America (RCA), Camden, New Jersey. In einem späteren Teil sollen die Ein- und Ausgabegeräte des 501-Systems behandelt werden.

All devices comprising the 501 System employ transistors. Tubes are not used. The only exceptions are some indicators.

A typical small installation of a 501 System is shown in Figure 1. The central Computer comprises a Program Control Unit, a High-Speed Memory, a Tape Selecting Unit, a Console, a Paper Tape Reader, and a Monitor Printer with an associated Paper Tape Punch. Attached to the Computer are from one to eight magnetic tape stations and an on-line High-Speed Printer. For the preparation of paper tape, the system is supplemented by a Tapewriter and Tapewriter-Verifier.

A much larger system is shown in Figure 2. The High-Speed Memory may be increased to 262,144 characters, which is equivalent to 1,835,008 bits. The number of tape stations associated with the Computer may be increased to sixty-three. Also shown are off-line input and output devices associated with the system, to perform the functions of transcribing both ways between magnetic tape and cards and printing information prepared on magnetic tape. A Random Access File can be added to the system.

### Code and Word Structure

The code used in the 501 System is illustrated in Figure 3. The code includes all alpha-numeric characters, certain punctuation marks, and special symbols used for machine control. Each character is expressed by six information bits ( $2^0$  to  $2^5$ ) and one parity bit ( $2^6$ ). An eighth bit is recorded with each character on the magnetic tape for timing. Also given is the octal value of each character.

In the RCA System, one or more related characters specify a particular piece of information called an "item". An item may be a numerical quantity, a name, a street address, or stock number, and may be composed of both letters and numbers. A number of related items are grouped into a "message".

A typical 501 message is shown in Figure 4. A complete message consists of a start symbol, one or more related items, each preceded by an item separator symbol, and finally, an end message symbol. A message may be as short as five or six characters, or may contain many hundreds or thousands of characters.

Data storage in the RCA 501 System incorporates true variable item length. Variable data organization permits processing of data in their natural form and avoids arbitrary restrictions and editing procedures.

Data stored in a true variable item length system do not have the limitations imposed by fixed or fixed variable systems. The use of control symbols, and the ability to address each character location individually, permits the length of any item in any message

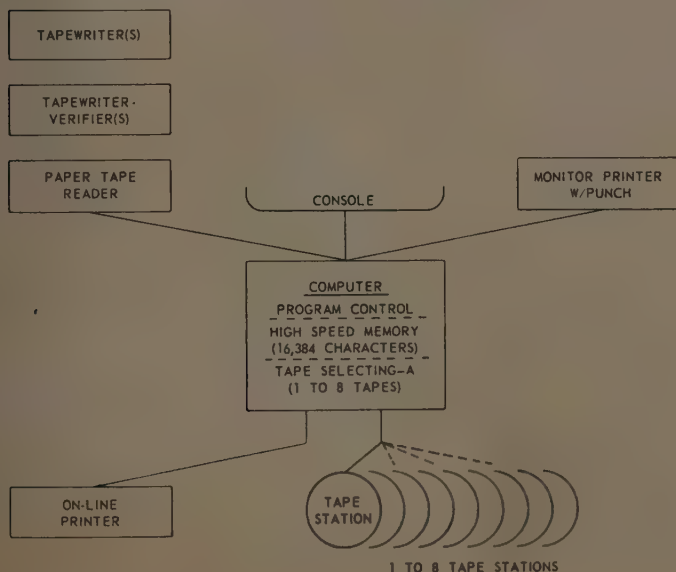


Figure 1. Basic 501 System.

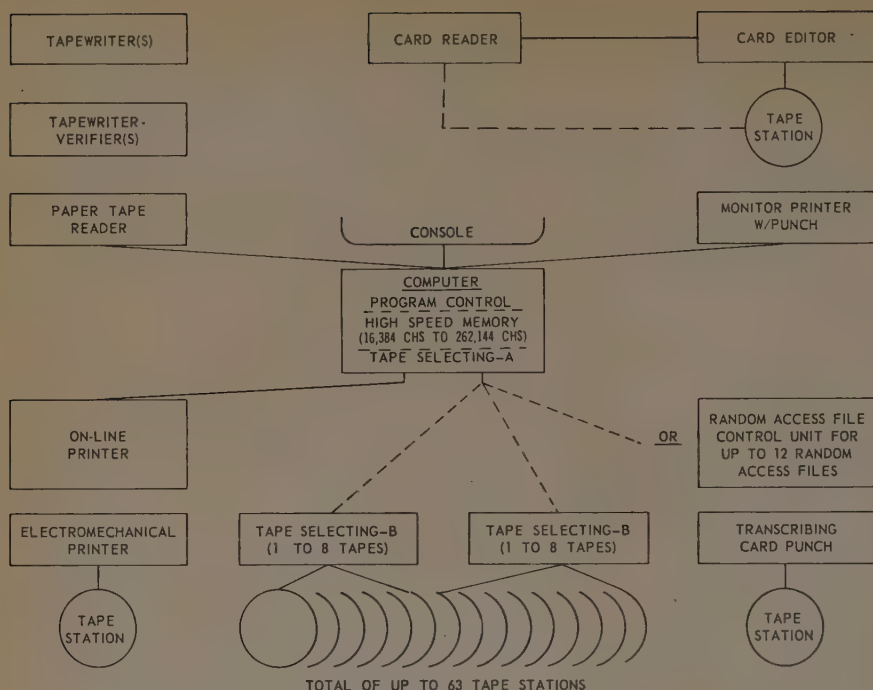


Figure 2.  
Expanded 501 System.

CHARACTER DESCRIPTION	SYMBOL	Channel No.								OCTAL EQUIVALENT	CHARACTER DESCRIPTION	SYMBOL	Channel No.								OCTAL EQUIVALENT
		7	6	5	4	3	2	1	7				6	5	4	3	2	1			
		BIT VALUE											BIT VALUE								
		P*	2*	2*	2*	2*	2*	2*				P*	2*	2*	2*	2*	2*				
Blank		1	0	0	0	0	0	0	00	A	A	0	1	0	0	0	0	40			
Space	—	0	0	0	0	0	0	1	01	B	B	1	1	0	0	0	0	41			
Cross	+	0	0	0	0	0	0	1	02	C	C	1	1	0	0	0	1	42			
Open Parenthesis	(	1	0	0	0	0	0	1	03	D	D	0	1	0	0	0	1	43			
Close Parenthesis	)	0	0	0	0	0	1	0	04	E	E	1	1	0	0	1	0	44			
Quotes	"	1	0	0	0	0	1	0	05	F	F	0	1	0	0	1	0	45			
Colon	:	1	0	0	0	0	1	1	06	G	G	0	1	0	0	1	1	46			
Dollars	\$	0	0	0	0	0	1	1	1	07	H	H	1	1	0	0	1	47			
Percent	%	0	0	0	0	1	0	0	0	10	I	I	1	1	0	1	0	50			
Semicolon	;	1	0	0	0	1	0	0	1	11	J	J	0	1	0	1	0	51			
Amperсанд	&	1	0	0	0	1	0	1	0	12	K	K	0	1	0	1	0	52			
Apostrophe	'	0	0	0	0	1	0	1	1	13	L	L	1	1	0	1	0	53			
Minus	-	1	0	0	0	1	1	0	0	14	M	M	0	1	0	1	1	0	54		
Asterisk	*	0	0	0	0	1	1	0	1	15	N	N	1	1	0	1	1	0	55		
Period	.	0	0	0	0	1	1	1	0	16	O	O	1	1	0	1	1	0	56		
Carriage Shift (CS)		1	0	0	0	1	1	1	1	17	P	P	0	1	0	1	1	1	1	57	
Page Change (PC)		0	0	0	1	0	0	0	0	20	Q	Q	1	1	1	0	0	0	0	60	
Line Shift (LS)		1	0	1	0	0	0	0	1	21	R	R	0	1	1	0	0	0	1	61	
Slant	/	1	0	1	0	0	0	1	0	22	S	S	0	1	1	0	0	1	0	62	
Zero (Numeric)	0	0	0	0	1	0	0	1	1	23	T	T	1	1	1	0	0	1	1	63	
One	1	1	0	1	0	1	0	0	0	24	U	U	0	1	1	0	1	0	0	64	
Two	2	0	0	0	1	0	1	0	1	25	V	V	1	1	1	0	1	0	1	65	
Three	3	0	0	0	1	0	1	1	0	26	W	W	1	1	1	0	1	1	0	66	
Four	4	1	0	1	0	1	0	1	1	27	X	X	0	1	1	0	1	1	1	67	
Five	5	1	0	1	1	0	0	0	0	30	Y	Y	0	1	1	1	0	0	0	70	
Six	6	0	0	0	1	1	0	0	1	31	Z	Z	1	1	1	1	0	0	1	71	
Seven	7	0	0	0	1	1	0	1	0	32			1	1	1	1	0	1	0	72	
Eight	8	1	0	1	1	0	1	1	33		End File (EF)		0	1	1	1	0	1	1	73	
Nine	9	0	0	0	1	1	1	0	0	34		End Data (ED)	●	1	1	1	1	0	0	74	
Comma	,	1	0	1	1	1	0	1	35		Item Separator (ISS)	>	0	1	1	1	1	0	1	75	
Number	#	1	0	1	1	1	1	0	36		End Message (EM)	<	0	1	1	1	1	1	0	76	
Carriage Normal		0	0	0	1	1	1	1	37		Start Message (SM)		1	1	1	1	1	1	1	77	

Figure 3.  
The 501 Code.

<● JOHN D. SMITH ● 216 MAIN  
STREET ● COLUMBUS, OHIO... >

Figure 4. A Typical 501 Message.



to be in strict accordance with that item's actual character count. This allows for total variability of item and message length, but does not preclude the use of fixed or fixed variable lengths when the programmer finds this expedient. The variable item length system, however, requires the recording of one control symbol per item.

With a given tape density (number of characters packed per inch) and a given tape speed (number of inches per second) a specific business file requires less tape length and can be read or recorded in less time when true variable item length is utilized.

In addition to the message construction, a block construction of characters is permissible for certain operations. Programs are written in block form.

A file consists of any number of related information units, in message or block format; it may consist of several tape reels or any part of one tape. A file is terminated by END FILE (EF) symbol.

Instruction Format

The Computer in the 501 System is a general-purpose, stored program digital computer which handles alpha-

address (A address). The fifth character (N) is used for automatic modification of the A and B address. The remaining three characters specify the second address (B address). The content of the registers specified by N is added to either one or both of the addresses A and B. The instruction is then executed using the sum of the address and the modifier as the final address. The modification of the address does not alter the original instruction stored in the memory.

A complete instruction, then, is made up of eight 501 characters. The instructions, however, are coded in octal notation. Since the octal equivalent of a 501 character consists of two octal digits, a coded instruction contains sixteen octal digits. An example of an instruction is shown in the lower part of Figure 5.

Computer

The Computer consists of the following sections:

- The Program Control Unit,
- The High-Speed Memory or Core Memory,
- The Tape Selector & Buffer Unit-A,
- The Console,
- The Monitor Printer,
- The Paper Tape Reader.

The Program Control Unit contains the arithmetic and control elements, as well as the circuitry for interpretation and execution of instructions.

The High-Speed Memory is a random access, magnetic core device which provides storage and work area for data, as well as programs. The memory is available in increments of 16,384 character locations and may be expanded to 262,144 character locations. Each location is individually addressable and can store any one of the 64 501 characters. Four characters in parallel are addressed, brought into the Memory Register, and regenerated in their original location in one fifteen-microsecond cycle.

The Computer Console contains the control and indicating devices necessary for the operation and maintenance of the Computer.

Op Code	Address	Modifier	Address
0	AAA	N	BBB
16	720003	10	400000

Figure 5. 501 Instruction Format.

numeric information either serially or in parallel in groups of four characters. A two-address instruction code is employed (Figure 5). The first character (0) specifies the operation. The next three characters specify the first

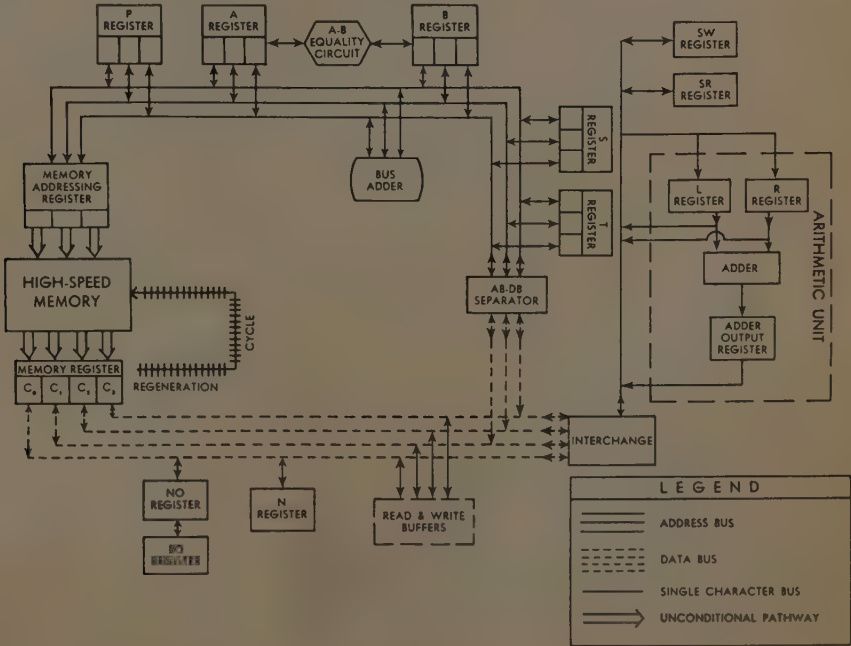


Figure 6.  
Computer Block  
Diagram.

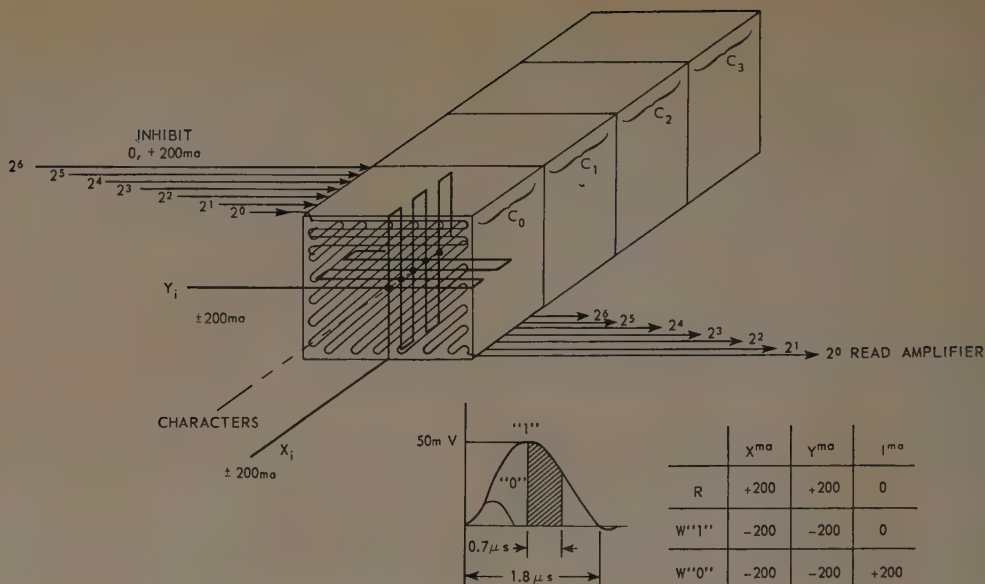


Figure 7. High-Speed Memory. Four sections of 7 memory planes each are addressed simultaneously during each read-in and read-out process. To read a set of four characters (called a tetrad) positive current pulses are applied to  $X_i$  and  $Y_i$ . The output from these 28 planes are fed in parallel to 28 read amplifiers. To write, negative current pulses are applied. For those bit portions which are to hold "zeros", additional inhibit currents are applied in the negative planes.

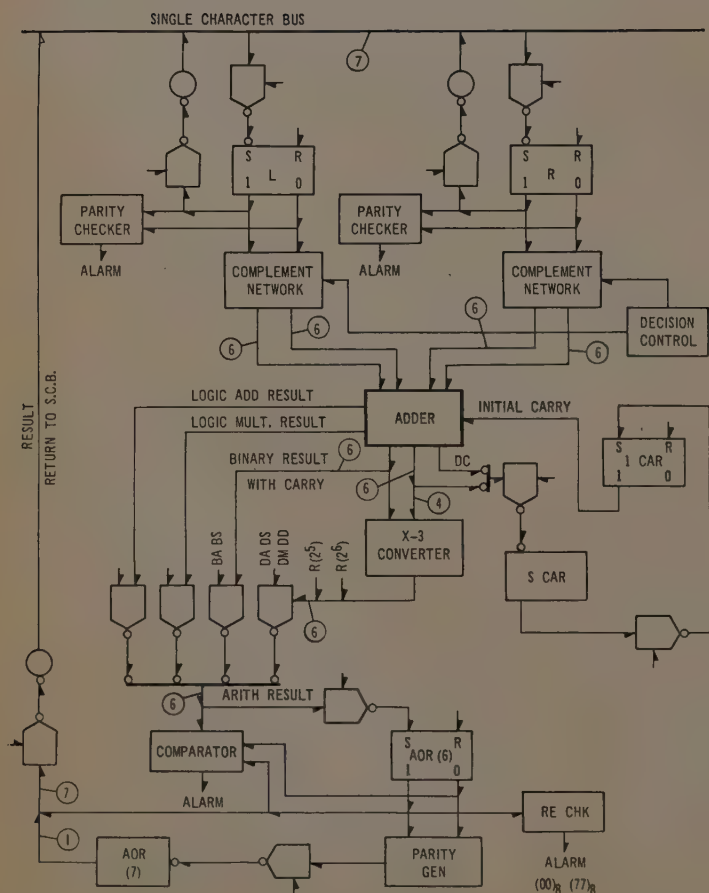


Figure 8. Arithmetic Unit.



The Tape Selecting and Buffer Unit-A provides the circuitry for communication with the tape stations.

The Unit-A permits connection of one to eight tape stations. The number of tape stations directly controlled by the Computer may be increased to as many as sixty-three by connecting a Tape Selection Unit-B to each of the Unit-A tape trunk lines. The magnetic tape recording and reading rate is 33,333 characters per second.

The Paper Tape Reader accepts seven-hole punched paper tape and operates at the rate of 1,000 characters per second. This unit is used for initial program insertion, program testing, "one-shot" programs, insertion of periodically changing constants, and in small systems, for data input.

The Monitor Printer is an on-line device, similar to an electric typewriter, that prints on paper stock from information received directly from the Computer's Memory. It operates at a rate of ten characters per second. A seven-hole paper tape punch is associated with the device.

Figure 6 is a detailed block diagram of the Computer. The High-Speed Memory, including Memory Address Register and Memory Register, are shown on the left side of the figure.

As can be seen, simultaneous access to four characters is provided. This decreases instruction staticizing time and data transfers. No data length restrictions result from this arrangement, since all character locations are individually addressable. A group of four adjacent and simultaneously addressable characters is called a "tetrad". Figure 7 shows further details of the organization and timing of the High-Speed Memory.

The data bus provides the four-character pathway between the Core Memory and the Interchange. The Interchange provides the switching of the single-character bus to any of the four data bus lines.

The Arithmetic Unit (Figure 8) includes registers, each of one-character capacity, and an Adder Circuit. During an arithmetic operation, the L (left) Register stores one character of one operand and the R (right) Register stores one character of the other operand. Individual numbers enter the left and right registers from the single character bus. Depending upon the specific process, they are complemented or not complemented before the addition process takes place. The result of decimal arithmetic is converted to the excess three code and then passes through Adder Output Register (AOR (6)). The parity bit is stored in the Adder Output Register (7). An arithmetic operation is immediately followed by an operation on the complemented numbers. The two results are compared by the Comparator while the result is returned to the Single Character Bus. The Arithmetic Unit can also be controlled to perform, in addition to decimal arithmetic, logic add, logic multiply, and binary add with carry. The arithmetic processes are performed on a character-by-character basis, thus accommodating variable operands and results without restriction.

The Address Bus is shown in the upper half of Figure 6. All registers have access to these bus lines, thus permitting a high degree of freedom in storing data and address information. Registers are used in place of address counters. A simplified binary bus adder is used to modify the contents of any of the registers associated with the memory address bus. Character locations can be addressed in either ascending or descending modes. The Address Bus-Data Bus Separator serves as a switch between the data bus and the address bus.

The A address and the B address of an instruction are stored in the A and B registers respectively. The T register acts

as a third register when needed in conjunction with the A and B registers, and on occasion as internal counter. The P register acts as program counter and temporarily stores the High-Speed Memory address of the next instruction to be executed. The S register holds the address of the High-Speed Memory location to be affected by the instruction in the simultaneous mode.

The A-B equality circuit is used for comparing the numeric content of the two registers. This enables the Computer to end a given instruction when the particular sector has been processed.

The N register, associated with the most significant character of the Data Bus, stores the Modifier (N). SW and SR store the reference number of the output (write) and input (read) devices respectively and provide the clock pulses for the write and read operation.

Operations can be executed either in the normal or the simultaneous mode. Simultaneity is defined as coincident execution of two instructions, both or one of which must be an input or output instruction.

All instructions are initiated and may be performed in the normal mode, but only potentially simultaneous operations may be performed in a Simultaneous Mode. If the Simultaneous Mode is free, transfer from the normal to the Simultaneous Mode will take place by transferring the content of the NO Register to the SO Register, and the content of the A Register to the S Register. This transfer is automatic.

Simultaneous operation within the Computer is made possible by the low duty-cycle of the High-Speed Memory during execution of most of the input-output instructions. The majority of the time required for the execution of a tape instruction, for example, is used in moving the tape. The High-Speed Memory is involved only a very small fraction of that time. If properly controlled, therefore, the memory is available for other functions while it is waiting for the tape to be advanced. In order to accomplish this with a minimum of buffering and additional hardware, an interruption technique is employed. That is, the sequence of instructions being executed simultaneously with the tape function is automatically interrupted when the memory must receive or transmit information in connection with the tape operation.

The Computer has two read buffers and two write buffers; each has a capacity of four characters. One character from tape is clocked into the first read buffer in thirty microseconds, and the buffer is filled in 120 microseconds. The entire contents shift into the second read buffer and then are transferred in parallel, in one status level (15 microseconds) into an HSM tetrad. The thirty-microsecond clocking of characters from tape to buffer continues uninterrupted until the read instruction has been completed.

During 105  $\mu$ s of the 120  $\mu$ s buffer-filling time, the Computer is free to execute another instruction or instructions. The number of instructions that can be executed simultaneously with any one read instruction depends upon the number of characters to be read in. Execution of these instructions is interrupted only for the fifteen-microsecond transfer time.

These same factors apply to "write" operations, except that the fifteen-microsecond interruption occurs with tetrad transfer from the HSM to the Write Buffer and the Computer is free during seven-eighths (105  $\mu$ s) of the time.

The simultaneous operation is illustrated in Figure 9. Assume a "read" instruction is being executed in the Simultaneous Mode and a "compute" function (add,



Figure 9. Simultaneous Operations.

## INPUT-OUTPUT INSTRUCTIONS

Op. Code	Instruction Name
02	Print .....
03	Paper Advance .....
04	Linear Read Reverse .....
05	Block Read Reverse .....
06	Unwind <i>n</i> Symbols .....
11	Single Sector Write .....
12	Linear Write .....
13	Multiple Sector Write .....
14	Linear Read Forward .....
15	Block Read Forward .....
16	Rewind <i>n</i> Symbols .....
17	Rewind to BTC .....

## DATA-HANDLING INSTRUCTIONS

21	Item Transfer .....
22	One-Character Transfer .....
24	Sector Transfer by Character .....
25	Three-Character Transfer .....
26	Sector Transfer by Tetrad .....
27	Random Distribute .....
31	Locate <i>n</i> th Symbol in Sector .....
32	Zero Suppress .....
33	Justify Right .....
34	Sector Clear by Character .....
35	Sector Compress—Retain Redundant ISS's .....
36	Sector Clear by Tetrad .....
37	Sector Compress—Delete Redundant ISS's .....

## ARITHMETIC INSTRUCTIONS

Op. Code	Instruction Name
41	Binary Add .....
42	Binary Subtract .....
43	Sector Compare .....
44	Three-Character Add .....
45	Three-Character Subtract .....
46	Logical "or" .....
47	Logical "and" .....
51	Decimal Add .....
52	Decimal Subtract .....
53	Decimal Multiply .....
54	Decimal Divide .....

## DECISION AND CONTROL INSTRUCTIONS

61	Conditional Transfer of Control ..
62	Sense Simultaneous Mode .....
63	Tape Sense .....
65	Sense Simultaneous Gate .....
66	Tally .....
71	Transfer Control .....
72	Set Register .....
73	Store Register .....
75	Control Simultaneous Gate .....
76	Stop .....
77	Return After Interrupt .....

Figure 10.  
List of Computer Instructions.

locate, compare, etc.) in the Normal Mode; each *x* represents a character read in from tape and the shaded areas represent the interruption of "compute" during buffer-to-HSM transfer.

The execution of a program is controlled by status levels. Status level is a term applied to a basic period of fifteen-microsecond duration, during which certain paths open over which information can travel. Status level and memory regeneration cycle are of the same time interval and closely related; however, status level and memory cycle are not synonymous.

Instructions are executed by an integral number of status levels arranged in a certain order. During an instruction, status levels may be repeated any number of times and arranged in any sequence. Each status level contains six time pulses, each two and one-half microseconds in duration.

The Computer operates under the direction of forty-seven basic, wired-in two-address instructions (Figure 10). These instructions may be classified into four general categories:

1. Input-Output,
2. Data Handling,
3. Arithmetic,
4. Decision and Control.

The Input-Output instructions enable the Computer to communicate with the on-line peripheral devices (Magnetic Tape Stations, Paper Tape Reader, Monitor Printer and Paper Tape Punch, On-Line Printer). They perform the functions of positioning or searching tapes, bringing data from an input medium into the Computer, or sending data from the Computer to an output medium.

Most of the twelve Input-Output instructions are potentially simultaneous (PS); i.e., they can be executed in the Simultaneous Mode, so that operational time for these instructions can overlap that of other instructions.

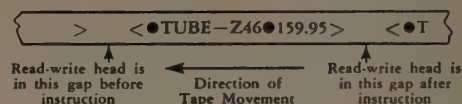
The Data Handling instructions are non-arithmetic instructions for manipulation of data stored in the High-Speed Memory. The thirteen instructions included in this group permit operation control by symbol or by address, and transfer of data with or without editing.

The Arithmetic instructions include the four-decimal arithmetic instructions, five binary and two instructions to alter the bit configuration of an operand.

### Example (LRF)

Instruction: 14 116726 00 060000

Tape (on Tape Station 06):



HSM before Instruction is executed:

1167	23	24	25	26	27	30	31	32	33	34	35	36	37
	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M

(A)<sub>1</sub>

1167	40	41	42	43	44	45	46	47	50	51	52	53	54
	N	O	P	Q	R	S	T	U	V	W	X	Y	Z

HSM after Instruction:

1167	23	24	25	26	27	30	31	32	33	34	35	36	37
	A	<	●	T	U	B	E	-	Z	4	6	●	1

1167	40	41	42	43	44	45	46	47	50	51	52	53	54
	5	9	9	5	>	-	-	-	V	W	X	Y	Z

(A)<sub>1</sub>

Final register contents:

(A)<sub>1</sub> or (S)<sub>1</sub> = 116745

(B)<sub>1</sub> = 060000 (unless the instruction is concluded in the Simultaneous Mode).

Time:

$$3.575 + (.03 \times 18) = 4.115 \text{ ms.}$$

Figure 11. Instruction 14: Linear Read Forward.

The decimal instructions operate in accordance with arithmetic rules and are designed to handle operands of unequal and practically unlimited length. They employ the Computer's ability to recognize control symbols, so that the arithmetic process, in effect, is performed with alignment of the least significant digits and is terminated when the Item Separator symbol (ISS) or a space character to the left of the longer operand is encountered. Thus, the need for the programmer to pre-position operands, by shifting, is largely eliminated, since proper alignment will be achieved even if one (or both) of the operands as addressed contains a series of spaces to the right of the sign.

The binary instructions handle operands of equal but unlimited length. Here length is not defined by presence of a control symbol, but by address specification. Alignment of the operands must be programmed, since it is not automatically performed as in the decimal instructions.

The Decision and Control instructions include seven decision and control instructions which influence the sequence of operation. Four of these are conditional; that is, they choose a path according to PRI settings, the kind of instruction currently in the Simultaneous Mode, the state of the Simultaneous Gates, or the status of a designated Tape Station. Two of the seven are unconditional commands, and one enables the Computer to execute the same subroutine any designated number of times.

Two instructions enable the programmer to address registers directly; one instruction controls the Simultaneous Gates; and one stops Computer operation.

The execution of a simple input-output instruction is shown in Figure 11. Instruction 14 (Linear Read Forward) brings one complete message from magnetic or punched paper tape into the High-Speed Memory.

14 instruction — Linear Read Forward,

116726 specifies the memory tetrad location which is to receive the beginning of the message,

00 indicates no address modification.

060000 ( $B_1$ ) specifies the tape station trunk,

$B_2, B_3$  are ignored.

During the transfer a check is performed to verify that the first character is an SM. The SM and the three characters following it are admitted into the Read buffer, and then transferred into the High-Speed Memory, four characters in parallel. The spaces after EM are generated automatically to fill out the remaining characters in the four character groups.

At the completion of the transfer the A Register holds the High-Speed Memory address of the location containing the EM symbol.

The process of a decimal addition (Figure 12) is as follows: The initial contents of the A Register, specifying the rightmost character, are transferred to the T Register, which is used thereafter to place the sum in the High-Speed Memory. Next a search is made in each operand for the rightmost non-space, non-minus character. The contents of the A Register are decreased by one with each location search in the augend; the contents of the B Register are decreased by one with each location in search the addend. The search is concluded when the addressed character is neither a space nor a minus sign.

The sign of the sum is then placed in the High-Speed Memory location specified by the contents of the T Register. The contents of the T Register are then decreased by one the addition process takes place.

The time required to execute a specific instruction is dependent upon the type of operation and the lengths of the operands.

## Programming Features

The 501 Computer has provisions for automatic relative addressing of both programs and data. This feature is facilitated by the availability of static and dynamic

registers which are under the programmers' control. Beginning and end addresses of variable length messages are located by the use of static registers. Any items within the message may be located by use of the instruction "locate  $n^{\text{th}}$  symbol". Relative reference can be made to a series of consecutive items by using final contents of the dynamic registers. When processing reference files using the simultaneous tape instructions, it may be desirable to use alternate areas for reading and writing. The ability to alternate data areas in this fashion evolves to the simple problem of transposing the contents of two of the static registers. In this way, extensive modifications or duplications are avoided.

Programs can be written relative to a fixed point by utilizing static registers. In order to transfer addressing of programs it is necessary only to relocate the program in the memory and change the setting in the register. Programs can also be written completely self-relative to the Computer. The programmed instructions are set up so that they are relative to a program register, the contents of which hold the High-Speed Memory location of the next instruction to be executed. This is accomplished by the P Register. Programs written in this manner can operate without modification from any portion of the memory.

(Wird fortgesetzt)

## Examples (DA)

Instruction: 51 001016 00 000524

HSM before Instruction is executed:

0010	10	11	12	13	14	15	16
	-	•	1	2	-	-	-

(A)<sub>1</sub>

0005	20	21	22	23	24
	•	-	9	9	-

(B)<sub>1</sub>

HSM after Instruction:

0010	10	11	12	13	14	15	16
	-	•	•	1	1	1	-

(A)<sub>1</sub> (T)<sub>1</sub>

0005	20	21	22	23	24
	•	-	9	9	-

(B)<sub>1</sub>

Time:

$$(15 \times 4) + (45 \times 2) + 90 = 240 \mu s.$$

PRP is set.

Instruction: 51 003031 00 012540

HSM before Instruction is executed:

0030	25	26	27	30	31
	3	4	6	6	•

(A)<sub>1</sub>

0125	34	35	36	37	40
	2	7	•	5	9

(B)<sub>1</sub>

HSM after Instruction:

0030	25	26	27	30	31
	3	•	5	9	-

(T)<sub>1</sub> (A)<sub>1</sub>

0025	34	35	36	37	40
	2	7	•	5	9

(B)<sub>1</sub>

Figure 12.

Instruction 51:  
Decimal Add.

Time:

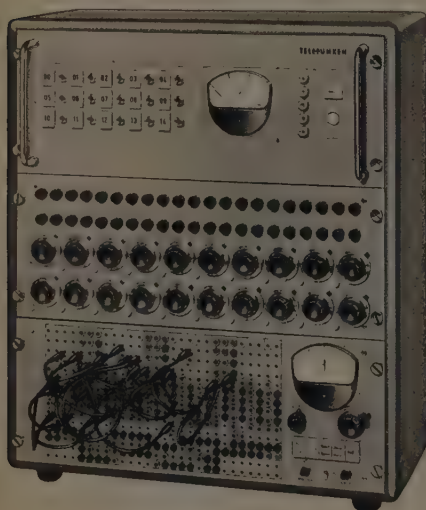
$$(15 \times 0) + (45 \times 0) + (30 \times 2) + 90 = 150 \mu s.$$

PRP is set.



## Transistor-Analogrechner bei Telefunken

Das Analogrechner-Programm der Firma *Telefunken* wurde durch die Entwicklung eines Tischmodells erweitert. Die neue Analogrechenmaschine (s. Bild) enthält nur Halbleiterbauelemente — Transistoren und Dioden. Dadurch werden kleine Abmessungen, geringe Leistungsaufnahmen und Erwärmung und eine hohe Zuverlässigkeit erreicht. Der Analogrechner ist von einer Grundeinheit mit 10 chopperstabilisierten Rechenverstärkern und 20 Potentiometern bis zu einem Maschinenumfang von 15 Rechenverstärkern (davon 8 umschaltbar zum Summieren und Integrieren mit je zwei wählbaren Integrationskondensatoren), 4 Multiplikatoren, 2 Funktionsgebern, 8 Dioden und 20 Potentiometern erweiterbar. Der gesamte Rechner ist in einem Tischgehäuse mit den Abmessungen  $550 \times 650 \times 500$  untergebracht. Die Genauigkeit der Rechenelemente beträgt 0,1%.



Die Programmierung erfolgt auf einem zentralen Schaltfeld, dessen Gliederung mit farbigen Buchsen eine gute Übersichtlichkeit gewährleistet. Die Steuerung der Rechenzustände — Pause (Anfangswert), repetierendes Rechnen, Dauerrechnen, Halt — erfolgt von einem Tastenstreifen aus. Die Einstellung der belasteten Koeffizientenpotentiometer geschieht durch Kompensation mit einer geeichten Vergleichsspannung. Die Potentiometer werden durch Tastendruck automatisch mit einer Vergleichsbrücke, die ein eingebautes Nullinstrument enthält, verbunden.

### Vorläufige technische Daten

#### Operationsverstärker

Gleichspannungsverstärkung	$> 10^7$
Verstärkung bei 50 Hz	$> 10^3$
Eingangswiderstand des Umkehrverstärkers	500 k $\Omega$
Langzeit-Drift (Umgebungstemperatur + 10°C ... + 40°C)	$< 50 \mu\text{V}$
Aussteuerfähigkeit	$\pm 10 \text{ V}; 10 \text{ mA}$

#### Multiplikator

Produktfehler	0,5%
Nullpunktsfehler	0,5%
Eingangswiderstand	$> 15 \text{ k}\Omega$
Eingänge	$\pm x; \pm y$
Ausgang	$z = x \cdot y$

#### Funktionsgeber

für willkürliche Funktionen in vier Quadranten. Approximierung durch Geraden in 20 festen Abschnitten.

Eingang	$+x$
Ausgang	$f(x)$
Maximaler Anstieg	5
Mittlerer statischer Fehler	0,5%
Eingangswiderstand	$> 15 \text{ k}\Omega$

#### Potentiometer

in zwei Ausführungen.

Ausführung 1: 20 Eingangspotentiometer 5 k $\Omega$  mit Anwahltaste zur Einstellung unter Belastung.

Ausführung 2: 20 drahtgewickelte Zehngangpotentiometer 5 k $\Omega$  mit Anwahltaste zur Einstellung unter Belastung.

## Meßgerät für Transistor-Schaltkreise

Die *Hewlett-Packard Co.*, in Deutschland vertreten durch die Firma *Schneider, Henley & Co.*, München, gab vor einigen Monaten die Entwicklung eines neuen hochempfindlichen Milliampereometers bekannt, das sich speziell für Messungen in Transistor-Schaltkreisen eignet (Bild). Das Gerät ist mit einem Meßfühler ausgerüstet, dessen vorderer Teil sich zangenartig aufspreizen und über einen Leitungsdraht schieben läßt. Gemessen wird die magnetische Feldstärke des in dem Leiter fließenden Stromes. Es ist also nicht nötig, den Kreis aufzutrennen.

Der Meßfühler enthält einen Magnetverstärker, der einen Wechselstrom proportional der Feldstärke des zu messenden Gleichstromes liefert.

Das Gerät hat in sechs Stufen einen Gesamt-Meßbereich von 0,3 mA bis 1 A bei einer Genauigkeit von  $\pm 3\%$ . Die induktive Rückwirkung auf den zu messenden Stromkreis ist kleiner als 0,5  $\mu\text{H}$ .

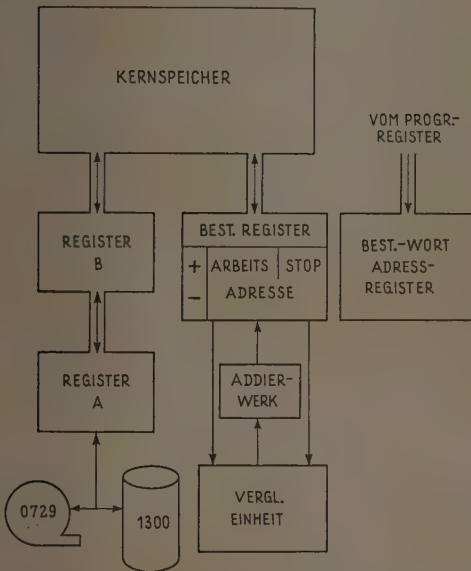
Gleichstrom-Milliampereometer Modell 428 A.



# Die Vorrangverarbeitung bei der IBM 7070

## 1. Eigensteuerung der Ein- und Ausgabegeräte

Die beiden unabhängigen Ein-Ausgabe-Kanäle der IBM 7070, die für den Anschluß von je 6 Magnetbandeinheiten und insgesamt 4 Magnetplatteneinheiten vorgesehen sind, weisen zwei Übertragungsregister auf. Sie erfüllen im wesentlichen eine Pufferungsaufgabe: sie vermitteln die Umwandlung des serienmäßigen Datenflusses im mechanischen Takt der äußeren Geräte in einen parallelen Datenfluß im inneren Kernspeicherbereich, wobei die Übertragung Parallelregister—Kernspeicher gleichzeitig mit der Ausführung von Rechenbefehlen durch das Zentralprogrammwerk und mit einer weiteren Ein-Ausgabe-Operation erfolgt. Ein Ein-Ausgabe-Befehl des Zentralprogrammwerks bezeichnet die Nummer des an den Kanal angeschlossenen externen Geräts sowie mit einer von acht Schlüsselzahlen die Art der Übertragung (Lesen/Schreiben, Berücksichtigung von Satzzeichen, Nullenunterdrückung, Überspringen von Blöcken) und startet damit die mechanische Ausführung. Zugleich versorgt der Befehl die selbständige Adressensteuerung des



Kanals mit dem Anfangswert, nämlich mit der Adresse des ersten Bestimmungswortes, die in das Bestimmungswort-Adress-Register gelangt. Ein Bestimmungswort bezeichnet einen beliebigen, sequentiellen Kernspeicher-Bereich durch Angabe der ersten und letzten Kernspeicher-Adresse. Die Kanalsteuerung setzt das Bestimmungswort in das Bestimmungsregister; dabei wird die Anfangsadresse aus dem Bestimmungswort zur Arbeitsadresse bei der Auswahl eines Kernspeicherplatzes für die Datenübertragung. Wenn ein Wort übertragen ist, wird die Arbeitsadresse mit der Stopadresse aus dem Bestimmungswort verglichen, bei Nichtübereinstimmung die Arbeitsadresse um 1 erhöht und damit die Übertragung mit dem gleichen Kernspeicherbereich fortgesetzt. Stimmen Arbeits- und Stopadresse überein, so wird das Bestimmungswort-Adress-Register um 1 erhöht und bei nichtnegativem Vorzeichen der mit dem neuen Bestimmungswort bezeichnete neue Kernspeicherbereich für die Übertragung angesteuert (Bild). So erzeugt das Programm der Bestimmungsworte die Zuordnung beliebig aufgeteilter Sätze im äußeren Medium zu beliebig angeordneten Kernspeicherbereichen. Die eigent-

liche Übertragung von Daten geschieht dabei völlig gleichzeitig mit der Tätigkeit des Zentralprogrammwerks, das für die Ausführung des Ein-Ausgabe-Startbefehls nur mit durchschnittlich 108  $\mu$ s in Anspruch genommen wird. Die Ein- und Ausgabe zu den Lochkartenmaschinen (bis zu 6 Abfühler, Stanzer und Drucker), zu den Abfragestationen und zum Steuerpult ist je für sich vollständig gepuffert. Die Übertragung zwischen den verschiedenen Puffern vom und zum Kernspeicher benutzt Einrichtungen des Zentralprogrammwerks, die eine ähnliche, wenn auch umfassendere Funktion wie die Kanalsteuerungen ausüben, und auch die Aufgaben der Block-Übertragung innerhalb des Kernspeichers, des Tabellenlesens und der automatischen Umwandlung numerischer in alphabetischer Darstellung und umgekehrt erfüllen.

## 2. Vorrang als automatische Rückmeldung unabhängiger Einheiten

Die mit diesen Einrichtungen mögliche, zur Rechnung parallele gleichzeitige Ein- und Ausgabe kann in Richtung einer Vervielfältigung der Ein- und Ausgabeleistung ohne entsprechende Vervielfältigung des Programmierungsaufwands und ohne zeitliche Planung und Abstimmung der überlappenden Abläufe nur dann ausgenutzt werden, wenn die unabhängigen Ein-Ausgabegeräte durch eine automatische Rückmeldung an das Zentralprogrammwerk angeschlossen sind. Jedes einzelne externe Ein-Ausgabegerät sendet bei Unterbrechung oder Beendigung seiner Arbeit ein Vorrangsignal, das einen zugeordneten Anzeiger einschaltet. Die verschiedenen (bei Höchstausrüstung der Maschine 28) Anzeiger können auf einem „Ziffernblatt“ angeordnet gedacht werden. Sobald ein kreisender „Uhrzeiger“ bei der Prüfung einen Anzeiger eingeschaltet vorfindet, stoppt er und schaltet die Vorrang-Warteanzeige ein. Die Vorrang-Warteanzeige wird vom Zentralprogrammwerk während der Ausführung jedes Programmschritts abgefragt. Findet die dauernde Abfrage ein Vorrangsignal „Warten“, so wird

1. die laufende Operation zu Ende geführt,
2. der Inhalt des Befehlszählers (die Adresse des nächsten Befehls des Hauptprogramms) wird im Indexwort 97 gespeichert,
3. die Stellung der Anzeiger für Überläufe, Prüfergebnisse usw. wird in Platz 100 gespeichert,
4. die Vorrang-Ablaufanzeige wird eingeschaltet, um zu verhindern, daß das nun startende Vorrangprogramm seinerseits signalisiert wird,
5. Geräteanzeige und Vorrang-Warteanzeige werden gelöscht und der „Uhrzeiger“ gestartet,
6. die Adresse des Endstatus-Worts wird in Indexwort 99 gespeichert. Das Endstatus-Wort enthält alle Angaben über den Zustand derjenigen Ein-Ausgabeeinheit, die den Vorrang ausgelöst hat,
7. das Zentralprogrammwerk beginnt die Ausführung des Befehls auf einem festen oder durch Programm bestimmten Platz als ersten Befehl des Vorrangprogramms.

Das Vorrangsignal von Magnetband und Magnetplattenspeicher erfüllt zwei wesentlich verschiedene Funktionen. Es dient erstens als außergewöhnliches Signal zur automatischen Erkennung von Fehlern und besonderen Bedingungen. Das Auftreten

eines Maschinenfehlers, eines Satzes, der den durch die Bestimmungsworte vorgesehenen Speicherraum nicht ausfüllt, eines Satzes, für den der vorgesehene Speicherraum nicht ausreicht, einer Blockmarke, einer Segmentmarke

löst stets ein außergewöhnliches Vorrangsignal aus. Dabei werden dem Zentralprogrammwerk mit Hilfe von automatisch gebildeten Status-Worten in einer Schlüsselziffer die Art der aufgetretenen Bedingung sowie Art und Platz des auslösenden Ein-Ausgabe-Befehls, die Adresse des ersten

Bestimmungsworts und der augenblickliche Zustand von Arbeits-Adress-Register und Bestimmungswort-Adress-Register mitgeteilt. Mit diesen Informationen kann das nun startende Vorrangprogramm eine Fehlerkorrektur ausführen oder eine Meldung über nicht ordnungsgemäßes Datenmaterial schreiben oder eine Schlußrechnung einleiten.

Die zweite Funktion des Vorrangsignals dient der automatischen zeitlichen Einordnung von Ein-Ausgabe-Operationen. Durch den auslösenden Befehl vorbestimmt, sendet das Ein-Ausgabegerät das Vorrangsignal, sobald es seine Tätigkeit ordnungsgemäß beendet hat. Das Vorrangprogramm kann nun das freigewordene Ein-Ausgabegerät sofort mit einer neuen Aufgabe betrauen oder bestimmte Maßnahmen für das Hauptprogramm vorbereiten. Diese Art der Rückmeldung gestattet also die zeitlich optimale Ausnutzung unabhängiger Einheiten, ohne die Programmierung mit der zeitlichen Planung zu belasten.

Der letzte Befehl jedes Vorrangprogramms ist der Befehl „Vorrang Verlassen“. Damit wird die Vorrang-Ablaufanzeige ausgeschaltet, so daß weitere Signale durchdringen können, und mit der in Indexwort 97 gespeicherten Adresse das Hauptprogramm an der unterbrochenen Stelle fortgesetzt.

Die Lochkartenmaschinen senden lediglich Vorrangsignale der letzteren Art, die, wenn vom Programm gewünscht, die Beendigung der Ausführung eines Ein-Ausgabe-Befehls, insbesondere die Beendigung der mechanischen Bewegung anzeigen. Durch Schalterstellung am Steuerpult können eine Lochkartenmaschine und ein Bandkanal zusammengeschaltet werden, so daß ein Signal nur erfolgt, wenn die mechanische Bewegung beendet und der Bandkanal frei ist.

Eine wichtige Ergänzung zur Automatik der Vorrang-Arbeitsweise bilden die Befehle zur programmierten Benutzung der Vorrangseinrichtungen. Es ist durch entsprechende Befehle möglich, bestimmte Klassen von Ein-Ausgabegeräten zeitweise von der Signalsendung auszuschließen, ferner jeden einzelnen Anzeiger einzuschalten, auszuschalten und abzufragen.

### 3. Ein Anwendungsbeispiel für die Vorrangverarbeitung

Die Ein- und Ausgabe größerer Datenmengen zu schnell-rechnenden Anlagen erfolgt in der Regel über Magnetbän-

der. Das Beschriften von Eingabebändern oder das Drucken von Ergebnisbändern erfordert dann (wegen der unumgänglichen vollständigen Prüfung aufwendige) Nebeneinrichtungen unabhängig von der zentralen Anlage.

Wie es mit der Ausnutzung der Vorrangverarbeitung bei der IBM 7070 möglich ist, diese Nebeneinrichtungen einzusparen, zeigt das Beispiel des Beschriftens eines Magnetbandes mit dem Inhalt eines Pakets Lochkarten. Die Dauer des Vorgangs ist allein durch die Geschwindigkeit des Kartenabfühlers bestimmt: in einer Stunde können 30 000 Karten abgeführt und gleichzeitig als Sätze von je 8 Worten = 80 numerische Zeichen auf dem Magnetband niedergeschrieben werden. Läßt man jedoch die Übertragung Karte—Band als Vorrangprogramm ablaufen, indem man am Steuerpult Kartenabfühler 2 zusammen mit Kanal 1 auf Vorrang „A“ schaltet (Vorrang „B“ kann für einen zweiten ähnlichen Prozeß verwandt werden), dann kann man die erforderliche Gesamtzeit von 1 Stunde fast vollständig für die gleichzeitige parallele Ausführung einer anderen Arbeit ausnutzen.

Sobald ein Karteninhalt im Puffer abholbereit und Kanal 1 frei ist, unterbricht das Vorrangsignal das Hauptprogramm, und das Zentralprogrammwerk führt folgende Befehle aus: als erster Befehl des Vorrangprogramms findet eine Verzweigung zum eigentlichen Karte-Band-Programm statt. Dort wird mit dem Befehl „Lies Karte“ der Inhalt des Pufferspeichers in den Kernspeicher übertragen, und zwar auf 8 Plätze und die mechanische Bewegung des Abfühlers gestartet.

Mit dem Befehl „Schreibe Band“ wird die Übertragung aus dem Kernspeicher auf das Magnetband eingeleitet. Der Befehl „Verlasse Vorrang“ beendet das Vorrangprogramm, für dessen Abwicklung 17 ms notwendig sind, und sorgt für die Weiterführung des unterbrochenen Hauptprogramms.

Während der Gesamtarbeitszeit von einer Stunde blockiert die Operation „Karte—Band“ also das Zentralprogrammwerk nur mit 0,5 s, so daß 59 min 59,5 s für das Hauptprogramm zur Verfügung stehen.

Dies Beispiel zeigt, wie einfach und wirkungsvoll die Vorrangverarbeitung der IBM 7070 die Fähigkeiten der Anlage zum gleichzeitigen Lesen—Rechnen—Schreiben ausschöpft.

H. M. Kohl



## Datensichtgerät für den Siemens-Digitalrechner 2002

Bei Digitalrechnern fallen als Resultate häufig eine Fülle von Daten an. In solchen Fällen ist es oft wünschenswert, die Ergebnisse in Kurvenform darzustellen.

Zu diesem Zweck entwickelte die *Siemens & Halske AG*, München, als zusätzliche Ausgabeeinrichtung zu ihrem Digitalrechner 2002 ein Datensichtgerät, das errechnete Daten auf einem Bildschirm anschaulich in Kurvenform aufzeichnet. Damit ist die bisher Analogrechnern vorbehaltene graphische Aufzeichnungsmethode auch bei Digitalrechnern möglich.

Als Anzeigeeinrichtung dient eine 40 cm Radarbildröhre mit einer Nachleuchtdauer von etwa 10 sec. Jeder vom Digitalrechner ermittelte Ergebnispunkt z. B. einer Funktion  $y = f(x)$  wird als digitales Wertepaar  $x, y$  an das Datensichtgerät geliefert, dort in ein analoges Wertepaar  $u, v$  umgewandelt und als Leuchtfleck an der Koordinatenstelle  $u, v$  angezeigt. Mit Hilfe eines Foto-Registrierzusatzes kann die aufgezeichnete Kurve im Bild festgehalten werden. Das Gerät erlaubt bis zu 1000 Ergebnispunkte je Sekunde aufzuzeichnen und besitzt ein Auflösungsvermögen von 1000 Bildpunkten je Koordinate.



## Neue Transistoren der Valvo GmbH

Auf einem ihrer bedeutendsten Arbeitsgebiete, dem der Halbleiter, bietet die Valvo GmbH ein sehr breit gestreutes Lieferprogramm. Auf der Deutschen Industrie-Messe Hannover 1959 konnten neben bewährten Typen und den diffusionslegierten Transistoren für den UKW-Bereich eine Reihe von interessanten Neuentwicklungen gezeigt werden.

Bei diesen Neuentwicklungen sind besonders einige Ausführungen für die Verwendung in elektronischen Rechnern und digitalen Steuerungs- und Regelungsanlagen bemerkenswert. Es sind dies die Hochfrequenz-pnp-Schaltertransistoren OC 46 und OC 47 (mit einer Grenzfrequenz  $f_{ab} \geq 3,0$  bzw. 4,5 MHz), die Hochfrequenz-npn-Schaltertransistoren OC 139, OC 140 und OC 141 (mit 3,5; 4,5 bzw. 9 MHz Mindestwert der Grenzfrequenz in Basisschaltung) sowie der Schaltertransistor OC 80 zur Verwendung in Verbindung mit Magnetkernspeichern (Grenzfrequenz  $f_{ab} = 2$  MHz, 600 mA maximaler periodischer Kollektor-Spitzenstrom). Diese Valvo-Schaltertransistoren sind auf definiertes Umschaltverhalten geprüft, bis auf den Typ OC 80, für den diese Werte noch festgelegt werden sollen.

Von den Leistungstransistoren sind als Neuentwicklungen die Typen OC 26, OC 27, OC 28, OC 29, OC 35 und OC 36 zu erwähnen. Davon sind die Transistoren OC 26 und OC 27 für die Verwendung in Nf-Endstufen von Rundfunkempfängern (Autosuper) und Verstärkern vorgesehen. Der Transistor OC 28 ist für Gleichspannungswandler und der Typ OC 29 für industrielle Anwendungen entwickelt worden. Alle diese Transistoren zeichnen sich durch einen niedrigen Wärmewiderstand aus. Der maximale Kollektorgleichstrom der neuen Valvo-Transistoren OC 28 und OC 29 kann bis zu 6 A betragen. Der Typ OC 79 ist ein Nf-Transistor für Endstufen der Klasse A bis max. 12 V Betriebsspannung.



Zur Abrundung des Typenprogramms der Subminiatur-Transistoren für Hörgeräte wurde der Typ OC 60 entwickelt. Er ist zur Verwendung in Endstufen vorgesehen. Schließlich steht mit dem Typ OCP 70 ein Fototransistor zur Verfügung, dessen Maximum der Spektralempfindlichkeit bei  $\lambda = 1,55 \mu$  (Infrarotbereich) liegt. Das Bild zeigt eine Makroaufnahme des diffusionslegierten Transistors Valvo OC 171.

### BEIHEFTE ZUR REGELUNGSTECHNIK

## Anwendung von Rechenmaschinen bei der Berechnung von Regelvorgängen

Vorträge, gehalten bei einer Tagung des Fachausschusses Regelungsmathematik der Gesellschaft für angewandte Mathematik und Mechanik (GAMM) in Düsseldorf am 8. November 1957, zusammengestellt von

Professor Dr. W. OPPELT

128 Seiten, 121 Abbildungen, Gr.-8°, 1958, Hlw., DM 16,80

INHALT: Bucovics, Einsatzmöglichkeiten kleiner elektronischer Ziffern-Rechengeräte zur Lösung von Grundaufgaben der Regelungstechnik · Reswick, A simple Graphical Method for Deconvolution · Leonhard, Ein Rechengerät für Polynome · Herschel, Zum Entwurf von Analogrechenschaltungen für regelungstechnische Probleme · Föllinger/Schneider, Vergleich der Berechnung eines Regelvorganges mittels Rechenanlagen verschiedener Typen · Bühler, Über das mechanische System mit Reibung und seine elektronische Nachbildung · Ernst, Aus der praktischen Arbeit mit Analog-Rechengeräten · Stein, Vom Nutzen der Analog-Versuche für die Praxis · Roth, Untersuchung der Regelung von Stromerzeugersätzen mit Analogiegeräten.

R. Oldenbourg Verlag · München

# Buchbesprechungen

Bruno Thüring: Einführung in die Methoden der Programmierung kaufmännischer und wissenschaftlicher Probleme für elektronische Rechenanlagen. Robert Göller Verlag, Baden-Baden. II. Teil: Automatische Programmierung dargestellt an der Univac Fac-Tronic. 1958, 169 Seiten, Format 19 × 25 cm, Leinen, 30,— DM.

Das Buch behandelt das GP-Verfahren (Univac generalized programming, neuerdings auch „Flexi-matic“ genannt). Das 1. Kapitel (80 Seiten) gibt eine ausführliche Darstellung der Programmierung des Rechenautomaten Univac Fac-Tronic von Remington Rand, auf den das GP-Verfahren in der heutigen Form zugeschnitten ist.

Das 2. Kapitel (72 Seiten) beschreibt das Programmieren im GP-Verfahren. Als erstes werden die verschiedenen Adressierungen behandelt: Ein Plan kann beliebig in Teilpläne (von maximal 500 Worten) zerlegt werden, innerhalb deren die Befehle jeweils wieder mit Null beginnend relativ adressiert werden. Durch Vorsetzen des Kennbuchstabens des betreffenden Plantestes vor die relative Adresse kann ein Befehl auch von einem anderen Planteil aus angesprochen werden. Eine Variante besteht im Vorsetzen eines bestimmten Zeichens zur Kennzeichnung von Adressen unabhängig von irgendwelchen Plantteilen.

Daraus wird als nächster Schritt die Behandlung solcher Plantteile als Unterprogramme entwickelt. Damit können bereits vorhandene GP-Programme als Plantteile neuer GP-Programme benutzt werden, d. h. jedes einmal aufgestellte GP-Programm läßt sich sogleich (unter Weglassung seiner Hauptspezifizierung) in die Programmbibliothek einreihen. Umgekehrt müssen Unterprogramme in GP geschrieben sein, d. h. ein in einem anderen Code geschriebenes Unter-

programm läßt sich bei GP nicht verwenden. Ein Planteil kann durch besondere Spezifizierung von Rufadressen auch ein bei der Programmierung dieses Plantestes noch gar nicht bestimmtes Unterprogramm, einen sogenannten Ergänzungsteil, anrufen [z. B. ruft das Bibliotheksprogramm für ein numerisches Verfahren zur Lösung von  $y'' = f(y, x)$  einen Ergänzungsteil zur Berechnung der jeweils erst anzugebenden Funktion  $f(y, x)$ ].

Es kann erforderlich sein, schon bei der Kompilation bestimmte Rechnungen auszuführen, um gewissen Größen (Adressen, Blocknummern, Nummern von Magnetbandgeräten usw.) für den eigentlichen Programmablauf bereitzustellen. Dazu dienen einmal sogenannte Addenden, die bei der Kompilation zum nachfolgenden Befehlswort addiert werden; sie erhalten daher bei der Niederschrift keine äußere Adresse. Zum anderen werden sogenannte kompilierende Plantteile schon während der Kompilation ausgeführt und treten im (kompilierten) Maschinenprogramm nicht mehr auf. Wenn in einem Bibliotheksplan eine freie Variable vorkommt, die tiefgreifenden Einfluß auf den Ablauf dieses Planes hat (z. B. Länge der zu verarbeitenden Informationseinheit), dann ist für jeden der vorkommenden Werte dieser Variablen das betreffende Programm in der Bibliothek enthalten und wird gegebenenfalls durch sogenannte inhaltliche Spezifizierung gerufen.

Zusammenfassend kann man sagen, daß bei der direkten Programmierung irgendeiner Aufgabe in GP kaum Arbeit gespart wird, da die Pseudo-Befehle sich eng an die Maschinensprache der Fac-Tronic anlehnen. Erst bei Vorhandensein einer passenden Programmbibliothek ergeben sich große Arbeitseinsparungen, und im Idealfall besteht das für die Lösung einer Aufgabe noch zu schreibende GP-Programm nur noch aus Rufbefehlen und Spezifizierungen für Bibliotheksprogramme (Minimalprogramm). Deswegen ist bei GP die *Möglichkeit*, jedes Programm sofort auch in die Bibliothek aufnehmen zu können, von besonderer praktischer Bedeutung. Die weitere Anwendbarkeit des GP-

## ... beispielsweise über Automaten

Ob es dem menschlichen Geist aufgegeben ist, über seine eigenen Schöpfungen nachzudenken, ist eine Frage der Moral, das heißt, man kann darüber streiten. Inwieweit unser annähernd drei Pfund schwerer Denkkaparat für derartige Unternehmungen ausreicht, ist eine andere Frage, und zwar eine Frage des Gesichtsfeldes, das einer hat, und man kann erst recht darüber streiten. Nichts ist also einleuchtender als die Erscheinung, daß allenthalben die Platoniker und die Techniker aneinandergeraten, wenn die Rede auf spezielle Formen geistiger Entladungen kommt. Daß sie sich nicht verstehen, liegt an ihren verschiedenartigen Prämissen. Gleiches gilt billigerweise für alle Bereiche der menschlichen Kommunikation, sei es der zwischen Individuen, sei es der zwischen Gruppen: sie reden zumeist aneinander vorbei, ihre Denkkapare sind — bei sonst gleichartiger Logik und Kapazität — durchaus unterschiedlich programmiert. Nur benutzen wir im Hinblick auf unsere Denkvorgänge recht ungern den Ausdruck „Programmierung“, sondern ziehen es vor, von „persönlicher Einstellung“ zu sprechen (wobei die Entscheidung darüber, ob es sich bei beiden Versionen im Grunde nicht um die gleiche Angelegenheit handelt, wiederum eine Sache der persönlichen Einstellung ist!).

Nehmen wir also an, es sei erlaubt und vonnöten, über gewisse Erzeugnisse unseres Hirns zu reden — beispielsweise über Automaten —, so erhebt sich als erstes die Frage, was man darunter zu verstehen hat. Und siehe da: es marschiert eine schier endlose Reihe von Mechanismen vor dem geistigen Auge auf, die es zu bewältigen und zu ordnen gilt. Automaten sonder Zahl und Namen; allen voran natürlich diejenigen, die den Namen „Automaten“ auf den ersten Blick am wenigsten verdienen: jene Vorrichtungen, die sich um die Abwicklung von Tauschgeschäften kümmern. In diese Kategorie gehören sämtliche Zigarettens-, Kaugummi-, Geldwechsel- und Espressoautomaten, von denen sich die Telefon-, Musik- und Spielautomaten nur durch die Beschaffenheit der abgegebenen Ware unterscheiden. Wie gesagt, man ist für einen flüchtigen Augenblick geneigt, diese Art von Maschinen nicht zu den „eigentlichen“ Automaten zu zählen, und in der Tat werden sie von einem gewissen Standpunkt aus für primitives Spielzeug gehalten — etwa im Vergleich zu einem Rechenautomaten, der zwei 30stellige Zahlen im Handumdrehen miteinander multipliziert oder kiloweise Daten verarbeitet.

Versucht man jedoch eine umfassende Definition dessen, was wir in der heute üblichen (d. h. abstrakten) Denkweise unter einem Automaten verstehen, so ließen sich die aufgezählten Apparate zumindest als unterste Klasse in die Hierarchie der Automaten einreihen: auch sie antworten

Verfahrens, auch außerhalb des wissenschaftlich-technischen Bereichs, liegt auf der Hand, da auf den *Inhalt* der Abläufe kaum Bezug genommen wird. Das eigentliche Problem im kaufmännischen Bereich, die „Algorithmisierung“ verwaltungstechnischer Aufgaben, bleibt bestehen. Das Buch gibt eine sehr systematisch aufgebaute Einführung in die Programmierung mit dem GP-Verfahren. Es zeigt aber auch, daß das wirkliche Arbeiten mit GP nicht ganz leicht erlernbar ist. Die Belastung des Verfahrens mit vielen formalen Vorschriften, Einschränkungen und Regeln macht dem Ungeübten die Lektüre schwer, auch wenn keinerlei mathematische Kenntnisse vorausgesetzt werden. Das eigentliche Kompilationsprogramm wird nur kurz gestreift. Hinweise auf andere Verfahren und grundsätzliche Möglichkeiten der automatischen Programmierung fehlen, ebenso leider jegliche Angaben über entsprechende Literatur.

R. Basten

Jack B. Dennis: *Mathematical Programming and Electrical Networks*. The Technology Press of the Massachusetts Institute of Technology and John Wiley & Sons, Inc., New York, 1959, VI und 186 S., \$ 4,50.

Der 1959 erschienene dritte Band der Technology Press Research Monographs setzt die Reihe fort, in der Forschungsarbeiten des MIT, die den Rahmen einer Zeitschrift sprengen, in schneller Weise offiziell bekanntgemacht werden.

Der vorliegende Band behandelt die Beziehungen zwischen allgemeinen Minimierungsaufgaben (general programming) und elektrischen Netzwerken in folgendem Sinne. Man kann zeigen, daß gewisse einfache Probleme des linear programming (Auflösung eines Systems von linearen Ungleichungen in  $n$  Unbekannten, so daß eine Linearform in den  $n$  Unbekannten minimiert wird) durch elektrische Netzwerke, die aus Stromquellen, Spannungsquellen und idealen Dioden

bestehen, gelöst werden können. Strom- und Spannungsquellen werden in ihrer Größe durch die Eingangsdaten des Problems bestimmt. Die optimale Lösung des Problems kann dann durch Strom- und Spannungsmessungen an bestimmten Punkten des Netzwerks gefunden werden. Generell gilt, so zeigt der Autor, daß jede Strom- und Spannungsverteilung in einem Netzwerk, das neben Strom- und Spannungsquellen nur ideale Dioden und Übertrager enthält, eine optimale Lösung eines Problems der linear programming bestimmt und daß umgekehrt jedem linear-programming-Problem ein solches Netzwerk zugeordnet werden kann. Die Hinzunahme von Widerständen als Bauelemente führt zu einer allgemeineren Äquivalenz zwischen quadratischen Minimierungsaufgaben (Auflösung eines Systems von linearen Ungleichungen in  $n$  Unbekannten, so daß eine quadratische Form der  $n$  Unbekannten minimiert wird) und elektrischen Netzwerken. Theoreme über Existenz der Lösung, Dualität usw. linearer oder quadratischer Minimierungsaufgaben haben Analoga für elektrische Netzwerke.

Bedeutender als diese Isomorphiebeziehungen ist vielleicht die Tatsache, daß elektrische Analogien eine neue Interpretation von Algorithmen zur Lösung von Minimierungsaufgaben erlauben und Wege zu neuen Methoden aufzeigen. So findet der Autor physikalische Analoga für Dantzig's Simplexmethode, für den Algorithmus von Dantzig, Ford und Fulverson usw.

Im Schlußkapitel werden allgemeine Minimierungsaufgaben (Auflösung eines Systems von nicht notwendig linearen Ungleichungen in  $n$  Unbekannten mit der Nebenbedingung, eine Funktion der  $n$  Unbekannten zu minimieren) behandelt. Es wird gezeigt, daß die Bestimmung des Gradienten der Lösung einer quadratischen Minimierungsaufgabe äquivalent ist.

In einem ausführlichen Anhang dieses interessanten Buches werden umfangreichere, im Text verwendete Theoreme zusammengestellt und bewiesen.

H. Gumin

auf ein Signal aus ihrer Umgebung mit einem Ausgangssignal, und die Verknüpfung zwischen den beiden Signalen wird durch ein „Programm“ besorgt.

Auf der nächsthöheren Stufe würde sich dann all das zusammenfinden, was mit Hilfe einer Programmsteuerung arbeitet (als da sind Waschmaschinen, Digitalrechner und ähnliche Apparate), wenn — ja, wenn das Prinzip der Programmsteuerung wirklich die kennzeichnende Eigenschaft eines Automaten wäre. Daß dem möglicherweise nicht so ist, beweist ein Satz aus dem Kapitel „Lernende Systeme“, wo von Automaten gesprochen wird, die nicht vom Menschen programmiert werden: sie machen ihre Programme selbst. Und hier wird die Angelegenheit ausgesprochen gefährlich; denn wollte man auch diese „Selbstversorger“ — etwa als dritte Stufe — in die aufgezeigte Hierarchie einbauen, so müßte auf der vierten Stufe unweigerlich das menschliche Gehirn stehen. Das aber wäre, siehe oben, vielen Hirnen unsympathisch. Im Bereich des Vegetativen würden die Eigentümer besagter Hirne vielleicht noch automatische Funktionen erkennen, aber die Rindenbezirke sind ihnen heilig. Mit anderen Worten: der Streit, den einst die Mechanisten und die Vitalisten begannen, wird im wesentlichen fortgeführt — nur die Ebene hat sich, wie es unserer Zeit entspricht, ein wenig in abstrakte Richtungen verschoben.

Wir werden sehen, wie das weitergeht. Denn daß es weitergeht, liegt auf der Hand, solange die eigentümliche Idee,

jeden auch nur erdenklichen Ablauf zu automatisieren, in uns lebendig bleibt.

Und warum auch nicht? Schließlich gibt es genug Probleme, die dem Menschen längst über den Kopf gewachsen sind und deren Lösung man getrost den kommenden Automaten überlassen könnte, beispielsweise das Austragen von Streitigkeiten. Sollte es nicht möglich sein, statt Soldaten — Automaten auszubilden? Sollte es nicht möglich sein, Düsenmaschinen ohne Piloten zu konstruieren, die vollautomatisch aufeinander Jagd machen — ohne daß Menschenleben im Spiel sind? Es sollte möglich sein! Wer je Gelegenheit hatte, mit einem Düsenpiloten zu sprechen, wird wissen, wie weit hier die Automatisierung des Menschen fortgeschritten ist.

Aber es lassen sich auch harmlosere Beispiele finden. Wie ist das etwa mit dem Auskunftsbefragten in einem Großstadtbahnhof? Er ist die reine Datenverarbeitungsmaschine.

Falls er irgendeine der tausend Fragen zufällig nicht aus dem Kopf beantworten kann, blättert er verdrossen im Fahrplan — Spaß macht es ihm sicher nicht. Sollte hier nicht ein simpler Antwort-Automat weitaus besser seine Dienste leisten? Er sollte!

Wem diese Beispiele noch nicht genügen, der finde andere. Aber sage niemand, daß es überflüssig wäre, Automaten zu entwickeln. Selbst da, wo es sich nur um „Spielzeug“ handeln mag, sind sie nicht fehl am Platz. Vom Ernstfall ganz zu schweigen.

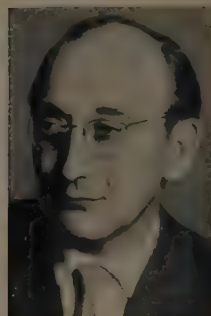
D. Kroneberg



# DIE BEITRÄGE DIESER HEFTES WURDEN GESCHRIEBEN VON



Dr.-Ing. Günter Meyer-Bröts (32). Studium der Elektrotechnik an der TU Berlin. Promotion 1955. Seit 1951 Mitarbeiter der Telefunken GmbH, ab 1955 im Telefunken-Forschungsinstitut in Ulm. Beteiligung an Entwicklungen von Fernsendederweichen, Transformationsleitungen, Transistor-Schaltungen, Analog-Rechenmaschinen. Seit 1959 Mitglied des NTG-Fachausschusses 6 „Informationsverarbeitung“.



Dr. rer. nat. F. L. Bauer (35), a.o. Professor, Direktor des Instituts für Angewandte Mathematik der Universität Mainz. Studium 1946–1951 an der Universität München, 1952 Promotion, 1952–1954 Assistent, 1954–1958 Privatdozent am Mathematischen Institut der Technischen Hochschule München. 1958 Berufung nach Mainz.

Walter E. Proebster, Diplom-Ingenieur in Elektrotechnik, Technische Hochschule München, 1951. Von 1951 bis 1956 Forschungsassistent am Institut für elektrische Nachrichten- und Meßtechnik, Entwicklung elektronischer Rechen- und Steuerkreise der Rechenmaschine „PERM“. Dr.-Ing. in Elektrotechnik, Technische Hochschule München, 1956. Seit 1956 am IBM Forschungslaboratorium Zürich, Untersuchung von elektronischen Schaltkreisen, zuletzt mit dünnen magnetischen Schichten. Mitglied der Nachrichtentechnischen Gesellschaft im VDE, des amerikanischen Institute of Radio Engineers und der Schweizerischen Gesellschaft für Automatik.



Dipl.-Ing. Klaus Kreuzer (29). B. S. in Elektrotechnik von der Robert College Engineering School, Istanbul. Studium der Nachrichtentechnik in München, Diplom-Prüfung 1954. Als Fulbright-Austausch ein Jahr an der Purdue University, Lafayette, Ind. Seit 1956 in der EDPM-Abteilung der IBM in Sindelfingen.

Dipl.-Phys. Hans-Joachim Harloff (34). Studium der Physik an den Universitäten Rostock und Kiel. Diplomexamen 1952 in Kiel (Institut für Experimentalphysik). Seit 1953 im Zentrallaboratorium der Siemens & Halske AG, München. Arbeitsgebiet: Halbleiter und Ferromagnetika in der Technik der Nachrichtenverarbeitung.



Prof. Dr. Eduard Stiefel (50). Studien an der Eidg. Techn. Hochschule Zürich, an den Universitäten Hamburg und Göttingen. 1936 Dozent für Mathematik; Arbeiten auf dem Gebiete der Geometrie, Topologie und Gruppentheorie. 1944 ordentlicher Professor für Mathematik an der Eidg. Techn. Hochschule Zürich. Seit 1948 Direktor des Instituts für angewandte Mathematik der Eidg. Techn. Hochschule Zürich. 1950 Beginn der Forschungen und des Unterrichts auf dem Gebiete des programmgesteuerten Rechnens (Zuse-Automat). 1953/56 Leitung des Baus des elektronischen Rechenautomaten ERMETH. 1955/57 Präsident der Schweiz. Mathematischen Gesellschaft. 1956/58 Vize-Präsident der Schweiz. Gesellschaft für Automatik. Mitglied des Institut Européen de Calcul Scientifique, Paris.



Dr. rer. nat. K. Samelson (41), a.o. Professor der Mathematik an der Universität Mainz. Studium 1946–1951 an der Universität München, dort Promotion 1951. 1952–1956 DFG-Assistent am Mathematischen Institut der Technischen Hochschule München. 1956–1958 Mitarbeiter am Rechenzentrum der Technischen Hochschule München. 1958 Berufung nach Mainz.



# Automatischer Abdruck von Zählbeträgen

mit KIENZLE-Zählbetrags-Druckwerk D 1

**Verwendung:** bei der Kernstrahlungsmessung, Betriebsüberwachung, Fernmessung, elektronischen Rechen-technik, Datenverarbeitung

**Anschluß:** direkt an elektronische, dekadische Zähler, elektronische Ziffernspeicher, über Zwischen-glied an elektromechanische Ziffernspeicher, Schrittschalt-Zählrelais

**Betrieb:** automatische Druckauslösung, zusätzliche Handbetätigung, eingebaute Signalkontakte für Anfang und Ende des Abfragevorganges

**Eigenschaften:** Parallelabdruck Geschwindigkeit beim Druck auf Papierstreifen max. 3 Zeilen pro Sekunde, mechanischer Grundaufbau seit Jahren bei Buchungsmaschine bewährt

**Ausrüstung:** mit oder ohne Wagen, auf Wunsch mit Numerateur, Datiereinrichtung, Schwarz-Rot-Umschaltung, Sondergravuren



# KIENZLE

KIENZLE APPARATE GMBH  
VILLINGEN - SCHWARZWALD



## Keraperm-Speicherringe D 101

Keraperm-Typ	ST 2	ST 4	ST 5
Schaltstrom in mA	400	500	250
Störfestigkeit in % <sup>1)</sup>	55	> 60	> 60
Schaltzeit in $\mu$ s	< 1,6	< 1,2	< 2,6
Ausgangsspannungen u $V_1$ in mV	45	45	20
d $V_z$ in mV	15	12	8

## Keraperm-Speicherringe D 201

Keraperm-Typ	ST 2	ST 4	ST 41	ST 5
Schaltstrom in mA	600	740	670	360
Störfestigkeit in % <sup>1)</sup>	55	> 60	> 60	> 60
Schaltzeit in $\mu$ s	< 1,6	< 1,2	< 1,3	< 3,5
Ausgangsspannungen u $V_1$ in mV	90	110	90	30
d $V_z$ in mV	30	25	25	12

<sup>1)</sup> Teilstrom in % vom Schaltstrom, der die Kerninformation mit Sicherheit nicht zerstört.



**STEATIT-MAGNESIA  
AKTIENGESELLSCHAFT**  
WERK PORZ/RHEIN BEI KÖLN

# SCIENTIA ELECTRICA

Moderne Probleme der theoretischen  
und angewandten Elektrotechnik

Eine Publikation des Instituts für höhere  
Elektrotechnik an der ETH Zürich.

Herausgegeben von Prof. Dr. Max Strutt

Inhalt von Heft 3, September 1959:

Lochinger/Strutt, Anwendung von Elektrolumineszenz-  
zellen als elektrische Schaltelemente

Rieder/Sokob, Probleme der Lichtbogendynamik:  
Rasche Strom- und Längenänderungen von Lichtbögen

Weissmantel, Zerstörungsfreie Prüfung von  
Hochspannungsisolatoren mit Ultraschall

SCIENTIA ELECTRICA erscheint viermal im Jahr,  
Abonnementspreis DM 22,— zuzüglich Porto.

Auslieferung für Deutschland und Osteuropa  
R. OLDENBOURG MÜNCHEN



# Z 22

## DIE PROGRAMMGESTEUERTE ELEKTRONISCHE RECHENANLAGE

**Rechengeschwindigkeit:** 1600 Organisationsbefehle pro sec.

25 Operationen im Gleitkomma pro sec.

**Speicherkapazität:** 8192 11-stellige Worte



### VERWENDUNG:

**Betriebswirtschaft:**

Unternehmensforschung (Zuordnungs- und Optimalprobleme) Operations-Research

**Bautechnik:**

Hochbau, Tiefbau, Brückenberechnungen

**Maschinenbau:**

Schwingungssysteme

**Elektrotechnik:**

Netzwerke, Filter, Lastverteilungen

**Kernreaktorbau:**

Diffusion, Wärmeleitung

**Vermessung:**

Flurbereinigung, Landesvermessung, Straßenbau

**Ballistik:**

Flugbahn, Gaskinetik

**Aerodynamik:**

Strömungen

**Optik:**

Strahlengänge, automatische Korrektur

# ZUSE <sup>K</sup><sub>G</sub>

BAD HERSFELD



NOTICE

THIS VOLUME IS INCOMPLETE

THE FOLLOWING ISSUES ARE ON ORDER:

VOL. 2 1960

